

# AFLRS: 애드 혹 네트워크에서 AODV에 기반한 빠른 경로 복구 기법

(AFLRS: An AODV-based Fast Local Repair Scheme in Ad Hoc Networks)

서현곤<sup>†</sup> 김기형<sup>\*\*</sup> 서재홍<sup>\*\*\*</sup>  
(Hyun-gon Seo) (Ki-hyung Kim) (Jae-hong Seo)

**요약** 모바일 애드 혹 네트워크 (MANET)는 무선 모바일 노드들이 하부구조(infrastructure)없이 동적으로 네트워크 토폴로지를 구성하는 것을 의미한다. AODV(Ad Hoc On-Demand Distance Vector) 프로토콜은 대표적인 요구기반 라우팅 프로토콜로서, 모바일 노드는 전송할 데이터가 있을 경우에만 라우팅 경로를 찾게 된다. 본 논문에서는 AODV의 지역 경로 복구 기법에 대해 다룬다. 라우팅 링크가 단절되면 단절된 링크를 발견한 상위 노드는 목적지 노드까지의 라우팅 경로를 지역 경로 탐색과정을 통해 복구하게 된다. 이 과정에서 AODV 제어 메시지가 단절 경로의 상위노드로부터 목적지 노드까지를 반경으로 하는 지역에 퍼지게 된다.

본 논문에서는 AFLRS(AODV-based Fast Local Repair Scheme)이라고 하는 AODV를 위한 효율적인 지역 경로 복구 기법을 제안한다. AFLRS는 경로 단절이 일어나기 전에 라우팅 노드들이 유지하고 있던 라우팅 정보를 이용하므로 AODV 제어 메시지의 플러딩 범위를 줄이고 경로 복구 시간을 줄일 수 있다. 제안된 AFLRS의 성능평가를 위해 지역경로 기법들을 NS2와 AODV-UU 시뮬레이터를 이용하여 시뮬레이션 하였으며 실험결과에서 AFLRS가 AODV에서의 경로복구기법 보다 빠르게 경로 복구를 할 수 있음을 보인다.

**키워드** : 애드 혹 네트워크, 요구기반 라우팅, AODV, 지역 경로복구

**Abstract** A Mobile Ad Hoc Network (MANET) is a collection of wireless mobile nodes dynamically self-organizing in arbitrary and temporary network topologies without the use of any existing network infrastructure. The AODV (Ad Hoc On-Demand Distance Vector) protocol is one of the typical reactive routing protocols, in that mobile nodes initiate routing activities only in the presence of data packets in need of a route. In this paper, we focus upon the local repair mechanism of AODV. When a link is broken, the upstream node of the broken link repairs the route to the destination by initiating a local route discovery process. The process involves the flooding of AODV control messages in every node within a radius of the length from the initiating node to the destination.

In this paper, we propose an efficient local repair scheme for AODV called AFLRS (AODV-based Fast Local Repair Scheme). AFLRS utilizes the existing routing information in the intermediate nodes which have been on the active route to the destination before a link break occurs. AFLRS can reduce the flooding range of AODV control messages and the route recovery time because it can repair route through the intermediate nodes. For the performance evaluation of the proposed AFLRS, we have simulated the local repair mechanisms by using NS2 and AODV-UU. The performance results show that AFLRS can achieve faster route recovery than the local repair mechanism of AODV.

**Key words** : Ad Hoc Network, On Demand Routing, AODV, Local Repair

<sup>†</sup> 정 회 원 : 대구대학교 정보통신공학부 BK21 교수  
hgseo@scc.daegu.ac.kr

<sup>\*\*</sup> 종신회원 : 영남대학교 컴퓨터공학과 교수  
kkim@yu.ac.kr

<sup>\*\*\*</sup> 비 회 원 : 월텍 정보통신 M. Solution 연구원  
i3luei2ay@yumail.ac.kr

논문접수 : 2003년 6월 20일  
심사완료 : 2003년 11월 6일

## 1. 애드 혹 네트워크

최근 무선 네트워크 기술이 빠르게 향상됨으로 이동 무선 컴퓨팅에 대한 응용 범위의 빈도가 급격히 증가하고 있다. 이동 무선 네트워크는 기지국이나 AP(access

point)와 같은 하부구조 (infrastructure)를 가지는 네트워크와 하부구조가 없는 애드 혹 네트워크(Ad Hoc Network)로 분류된다.

애드 혹 네트워크의 특징은 고정된 하부구조가 없기 때문에 이동 노드들끼리 데이터를 전달할 수 있어야 하는데, 이를 위해 각 이동노드들은 유선 망의 라우터 기능을 수행해야 한다. 또한, 모든 노드들은 이동성을 가지고 있기 때문에 시간에 따라 네트워크 위상이 동적으로 변하고, 배터리 상태에 따른 데이터 전송 환경이 제한되며, 낮은 대역폭과 높은 에러율을 가지고 있다. 이러한 제약 조건에도 불구하고 애드 혹 네트워크는 재난 구조, 전장터 및 전시장 등과 같은 특수 목적뿐 아니라 하부구조가 없는 일반적인 장소에서 효과적으로 사용될 수 있다[1,2].

애드 혹 네트워크에서의 라우팅 경로 설정 프로토콜은 크게 세가지로 분류될 수 있다. 첫 번째는 프로액티브 (Proactive) 또는 테이블기반 (Table-driven) 라우팅 프로토콜로서 DSDV(Destination Sequenced Distance Vector)[3], OLSR (Optimized Link State Routing)[4], TBRPF (Topology Broadcast Based on Reverse-Path Forwarding)[5] 등이 있다. 두 번째는 리액티브(reactive) 또는 요구기반(On-demand) 라우팅 프로토콜로서 DSR(Dynamic Source Routing)[6], AODV(Ad hoc On-Demand Distance Vector Routing)[7,8], TORA(Temporally Ordered Routing Algorithm)[9] 등이 있다. 마지막 세 번째는 혼합형 (hybrid) 프로토콜로서 ZRP(Zone Routing protocol) [10]이 그 대표적인 예이다.

AODV는 대표적인 요구기반 라우팅 프로토콜로서, 소스노드가 데이터 전송이 필요할 때에 비로서 목적지노드까지의 라우팅 경로를 찾게 되는데 이 과정을 라우팅 경로 탐색(route discovery)이라고 한다. 또한 일단 경로를 찾은 뒤에는 데이터 전송이 일어나게 되는데, 노드들의 불규칙적인 이동으로 인하여 경로가 중간에 자주 끊기게 된다. 이때에는 경로 단절을 발견한 단절 상위 노드(upstream node)가 목적지 노드까지의 경로 탐색을 하고 단절된 경로를 복구하게 되는데, 이를 지역 경로복구(local repair)라고 부른다. 이 과정에서 AODV 제어 메시지가 단절 경로의 상위노드로부터 목적지 노드까지를 반경으로 하는 지역에 퍼지게 된다. AODV의 지역 경로 복구 기법 이외에 새로운 경로 복구 기법에 대한 연구는 아직까지 없었다.

본 논문에서는 AODV에서 경로가 단절되었을 때 효과적으로 라우팅 경로를 복구하는 AFLRS(AODV-based Fast Local Repair Scheme)을 제안한다. 제안된 AFLRS는 단절되기 전에 사용하였던 경로 정보를 이용

하여 목적지노드를 찾으므로 기존의 방법보다 더 빨리 목적지노드까지의 경로를 찾을 수 있고 브로드캐스트 메시지의 수를 줄일 수 있다. 제안된 기법의 성능을 평가하기 위해 NS2[11]와 AODV-UU[12] 시뮬레이터를 사용하였다. 성능평가 결과에서 제안된 기법이 기존의 경로 복구 기법보다 빠르고 효율적으로 경로를 복구 할 수 있음을 보였다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 AODV 프로토콜에 대해 기술하고, 3장에서는 제안된 경로 복구 기법인 AFLRS를 제시하며, 4장에서는 실험결과를, 5장에서는 결론을 맺는다.

## 2. AODV 프로토콜

이장에서는 먼저 본 논문의 주제가 되는 AODV의 소개, AODV의 경로 생성과정, 경로 유지과정, 그리고 경로 복구 과정을 설명한다.

### 2.1 AODV의 경로 생성 과정 및 용어

AODV는 1999년 C. Perkins가 제안한 것으로 애드 혹 네트워크에서 대표적인 요구기반(on demand) 라우팅 프로토콜이다. 애드 혹 네트워크 내의 모든 노드들은 데이터 전달이 있는 라우팅 경로 정보만을 라우팅 테이블에 유지 및 관리하게 된다. 데이터 전달이 필요한 소스노드는 요구기반 방식으로 목적지노드까지의 최단 경로를 라우팅 경로 탐색 과정을 통해 찾아낸다.

먼저 본 논문에서 사용하는 용어를 정의하면 다음과 같다.

- 소스노드(Source Node): 데이터 패킷을 송신(send)하는 노드
- 목적지노드(Destination Node): 소스노드가 보내온 데이터 패킷을 받는 노드
- 오리지네이터노드(Originator Node): RREQ의 플러딩을 처음 시작하는 노드 (오리지네이터노드는 처음 소스노드가 경로 탐색을 할 때는 소스노드가 되고, 경로 단절 시에는 경로단절 상위노드(지역경로복구(Local Repair)를 시작하는 중간 노드)가 오리지네이터 노드가 된다.)
- 목적지시퀀스번호(DSN: Destination Sequence Number): AODV에서 목적지노드로의 라우팅 정보를 업데이트하기 위해 사용하는 카운트로서, DSN이 높은 라우팅 정보가 더 최신 정보이다.
- 오리지네이터시퀀스번호(OSN: Originator Sequence Number): 오리지네이터노드에 대한 시퀀스번호를 의미
- 경로 단절 상위노드(Upstream Node): 경로 단절(Routing Path Break)을 발견한 노드
- 하위노드(Downstream Node): 경로 단절을 발견한

상위노드의 반대쪽에 있는 노드로 목적지노드 쪽에 있는 노드

- 중간 응답 노드(Intermediate Reply Node): 목적지노드에 대한 최신 경로 정보를 가지고 있어 RREQ를 받았을 때 RREP를 생성할 수 있는 노드
- Gratuitous RREP(GRREP): 중간노드가 목적지노드에게 최신의 DSN을 전달하기 위해 사용하는 RREP 메시지

AODV가 경로 탐색 및 유지관리를 위해 사용하는 메시지 타입은 RREQ(Route Request), RREP(Route Reply), RERR(Route Error), RREP-ACK(Route Reply Acknowledgement)의 4가지 타입이 있다. RREQ는 오리지네이터노드가 목적지노드로의 경로 탐색(Route Discovery)을 위해(즉, 경로를 생성하기 위해) 사용하는 메시지타입이다. 오리지네이터노드는 위에서 기술한 대로 소스노드 또는 경로단절 상위노드가 될 수 있다. 오리지네이터노드는 RREQ를 애드 혹 네트워크 내에 브로드캐스팅 방식으로 플러딩(flooding) 하게 된다.

RREP는 RREQ에 대한 응답으로서, RREQ를 수신한 노드가 자신이 목적지노드거나 또는 목적지까지의 라우팅 경로를 가지고 있는 중간노드라면 RREP를 사용하여 응답하게 된다. RREP는 오리지네이터노드에게 유니캐스트 방식으로 전달된다. 반면, RREQ를 수신한 노드가 자신이 목적지노드가 아니고, 목적지노드까지의 경로를 알고 있지 않거나, 알고 있더라도 최신의 정보가 아니라면(즉, 라우팅테이블의 해당 DSN이 RREQ내의 DSN보다 작다면), 오리지네이터노드까지의 역 경로(reverse route)를 라우팅테이블에 저장한 후, 수신한 RREQ를 이웃노드에게 전달(forwarding)하게 된다. 이 과정을 플러딩이라고 부른다.

RREP-ACK는 오리지네이터노드가 RREP를 수신한 후 이에 대한 응답을 위해 사용하는 메시지 타입이다. RERR은 목적지노드까지의 라우팅경로가 단절되었을 때, 경로단절 상위노드가 경로 단절을 소스노드에게 통보(notify)하기 위해 사용된다. RERR을 받은 소스노드는 목적지노드까지의 새로운 경로를 생성하기 위해 새로운 경로 탐색 과정을 시작하게 된다.

경로 생성과정에서 루프(loop)가 생기는 것을 방지하기 위해서 AODV가 채택한 방법은 시퀀스번호(Sequence Number)를 이용하는 것인데, 시퀀스번호는 번호가 높을수록 더 최신 네트워크 라우팅 정보임을 의미한다[8]. RREQ는 DSN과 OSN을 모두 가지고 있고 RREP는 DSN을 가지고 있다.

소스노드는 RREQ를 플러딩 하기 전에 OSN을 1만큼 증가시켜서(즉, 자신에 대한 정보를 최신으로 바꾸어서) 플러딩 한다. RREQ를 수신한 노드는 우선 OSN과 OIP

를 이용하여 소스노드로의 역 경로(reverse path)를 라우팅테이블 내에 생성시키고, 자신이 목적지 노드이거나, 아니라면 자신의 라우팅테이블 내에 목적지노드에 대한 라우팅엔트리가 있을 경우, RREQ내의 DSN보다 해당 라우팅엔트리의 시퀀스번호가 높거나 같은 경우에만 RREP로 소스노드에게 응답한다. 즉, RREP의 수신노드는 자신이 가지고 있는 목적지노드에 대한 라우팅 정보가 RREQ가 원하는 것보다 더 최신 정보일 때만 RREP로 답하는 것이다.

## 2.2 AODV의 경로 유지 및 경로 복구

경로 탐색 과정을 통해 생성된 경로는 데이터 전송 중에는 유지되어야 한다. 만일 노드들의 이동이나 간섭 등과 같은 이유로 경로 중간에서 단절(connection break)이 발생한 경우, 경로단절을 발견한 단절 상위노드(Upstream node)는 두 가지 중 한가지 방식으로 처리를 한다. 먼저 첫 번째로, 경로 단절이 목적지노드부터 가까운 곳에서 생겼다면, 지역 경로복구(local repair)를 통해 경로를 복구한다. 이때 지역 경로복구가 가능한 범위는 단절 상위노드에서 목적지노드까지의 TTL값이 MAX\_REPAIR\_TTL(일반적으로 TTL=10)보다 작은 범위이다.

두 번째 방식은 경로 단절이 MAX\_REPAIR\_TTL보다 밖에서 생겼을 때 사용하는데, 단절 상위노드는 RERR메시지를 이용하여 소스노드에게 경로단절을 통보(notify)하고 소스노드는 이에 대응하여 새롭게 경로 탐색 과정을 시작하게 된다.

지역 경로복구는 단절 상위노드가 목적지노드를 향해 RREQ를 플러딩 함으로써 시작된다. RREQ내의 DSN은 1 증가되고, RREQ의 TTL값(즉, 플러딩 되는 범위)은 다음 수식으로 결정된다.

$$RREQ\_TTL = \text{Max}(\text{MIN\_REPAIR\_TTL}, 0.5 * \#\text{hop}) + \text{LOCAL\_ADD\_TTL} \quad (1)$$

단, #hop은 단절 상위노드에서 소스노드까지의 홉수이고, MIN\_REPAIR\_TTL은 목적지노드에서 단절 상위노드까지의 홉수를 의미한다. LOCAL\_ADD\_TTL은 2가 기본 값이다.

단절 상위노드가 경로복구를 실행하는 동안 소스노드로부터 도착한 모든 데이터 패킷은 단절 상위노드의 데이터버퍼에 저장되며, 경로가 다시 복구된 후에 목적지노드에게 전송된다. 만약, 경로복구가 실패하면, 상위노드는 RERR를 생성하여 소스노드에게 전달한다.

그림 1은 AODV에서 지역 경로복구 과정을 나타낸 예제이다. 노드 u와 i 사이의 경로가 단절되면, 노드 u가 단절 상위노드가 된다. 노드 u는 오리지네이터노드가 되어서 목적지노드 D를 찾기 위한 경로탐색과정을 시작하는데, 이때 루프가 생기는 것을 방지하기 위해 DSN

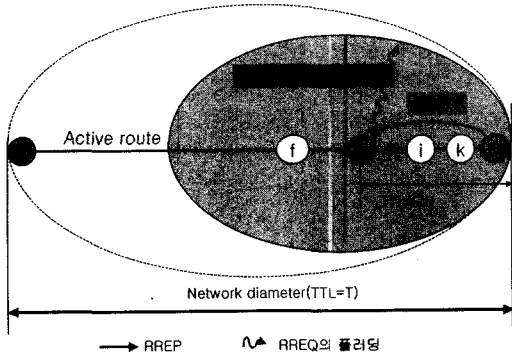


그림 1 AODV에서 지역 경로복구(local repair)의 범위

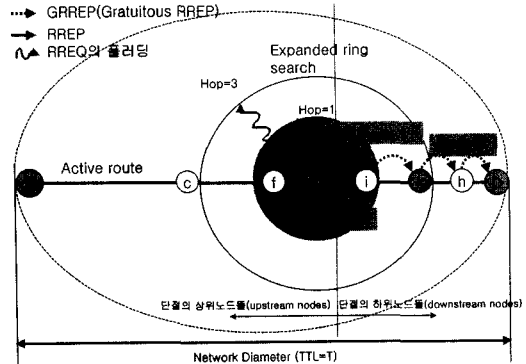


그림 2 제안된 경로 복구 기법 AFLRS

을 1증가시켜서 RREQ를 생성하여 플러딩 한다. 노드 u에서 목적지노드까지의 홉 수를  $H_u$ 라 하면,  $H_u$ 는 항상 MAX\_REPAIR\_TTL 보다 작아야 지역 경로복구를 실행한다. 이때 RREQ의 플러딩 범위(RREQ\_TTL)는  $H_u$ 보다는 크고 MAX\_REPAIR\_TTL보다는 작음을 알 수 있다.

RREQ를 수신한 노드들은 먼저 오리지네이터노드(노드 u)에 대한 역경로 정보를 자신의 라우팅테이블에 갱신한다. 자신이 목적지노드이던지 또는 목적지노드까지의 라우팅정보를 가지고 있고, 그 라우팅정보의 DSN이 RREQ의 DSN보다 크거나 같으면 RREP를 사용하여 응답하게 된다. 만일 그렇지 않다면 단순히 RREQ의 TTL값을 1감소시켜서 이웃노드에게 전달하게 된다.

### 3. 효율적인 경로 복구기법

본 절에서는 본 논문에서 제안하는 효율적인 경로 복구 기법인 AFLRS를 소개하고 AFLRS의 특징 및 loop free에 대하여 설명한다.

#### 3.1 제안하는 AFLRS

AFLRS는 기본적으로 AODV의 지역 경로복구(local repair)기법을 이용하지만, 기존 방법과는 다르게, 경로가 단절되기 전에 사용하던 라우팅경로 정보(routing path information)를 이용하여 경로를 복구한다. 즉, 경로 단절 시 경로단절을 발견한 단절 상위노드는 오리지네이터노드가 되어 목적지노드를 DIP으로 하는 RREQ를 플러딩 하는데, 기존에 경로단절이 생기기 전에 연결되었던 단절 하위 노드들과 연결되도록 노력한다.

이를 위해, 기존 AODV와는 달리 RREQ 내의 DSN을 1만큼 증가시키지 않고 기존 값을 사용하여 플러딩한다. 이는 경로단절 있기 전에 사용하였던 라우팅경로 정보를 재사용하겠다는 의도를 보여주는 것이다. 이때 주의할 점이 루프가 생기는 것을 방지해야 한다. 기존의

DSN을 그대로 사용하게 되면 기존 라우팅경로정보를 가지고 있는 모든 상위노드들과 하위노드들이 RREP로 응답할 수 있게 되는데, 루프가 생길 가능성이 존재하게 된다. 이를 막기 위해서는 단절의 하위노드들만이 응답하도록 해야 한다(그림 2 참조). 이를 위해 RREP로 응답할 때는 기존 AODV와 달리 홉 수(hop counts)도 비교하도록 하였다. 루프가 생성되지 않는다는 정리는 본 논문의 뒤에 증명하였다.

또한, RREQ가 네트워크내의 넓은 범위(그림 1과 수식 (1) 참조)로 플러딩 되는 것을 방지하기 위해서 확장링 검색 기법(Expanded Ring Search)을 사용한다. 왜냐하면, 단절 상위노드 주위의 단절 하위 노드들과 경로 복구를 시도하기 때문에 처음부터 RREQ를 넓은 범위에 플러딩할 필요 없이 점진적으로 범위를 넓게 확장하면 되기 때문이다.

그림 2는 AFLRS의 경로 복구 기법을 나타낸 것이다. RREQ를 수신한 노드들은 기존 AODV와는 다르게 RREQ에서 DSN뿐만 아니라 목적지노드까지의 홉 수도 비교한다. 이는 루프가 생성되는 것을 막기 위함인데, 그림 2에서 오리지네이터노드 u로부터 시작된 RREQ를 단절 상위노드들(노드 f, 노드 c 등)이 RREP로 응답을 하게 되면 루프가 생성되게 된다. 이를 위해 RREQ에는 오리지네이터노드(노드 u)의 DSN 및 목적지노드까지의 홉 수가 들어 있게 된다(3.5절 RREQ의 확장 참조).

RREQ를 수신한 노드들의 RREQ 처리 알고리즘은 그림 3과 같다. RREQ를 수신한 노드들은 먼저 수신한 RREQ가 먼저 자신이 생성한 RREQ인지 검사한다. 만약 자신이 생성한 RREQ이면 수신한 RREQ를 폐기하고, 자신이 생성한 RREQ가 아니면 먼저 자신의 라우팅테이블을 검색하여 목적지노드에 대한 엔트리가 있는지 확인한다. 만일, 목적지노드에 대한 라우팅엔트리가 없

```

1. Procedure RREQ_Process(RREQ * rreq, unsigned ip_src, unsigned ip_dest, int ttl)
2. {
3.     if (rreq->orig_addr == this_host_ip_addr)
4.         return;
5.     rev_rt = rt_table_find(rreq->orig);
6.     // 자신이 목적지노드일 경우
7.     if (rreq->dest_addr == this_host_ip_addr){
8.         rreq_send(rev_rt); // rev_rt = RREQ를 받은 역 경로
9.     }
10.    rt = rt_table_find(rreq->dest_addr);
11.    // 자신이 중간 노드일 경우
12.    if (rt && rt->state == VALID && rt->dest_seqno >= rreq->seqno &&
13.        rt->hcnt < rreq->hcnt) {
14.        rt->dest_seqno++; // DSN 증가
15.        rreq_send(rev_rt);
16.        rreq_send(rt);
17.    } else if (ttl > 1) rreq_forward(rreq, --ttl);
18.    else rreq_drop(rreq);
19. }
    
```

그림 3 RREQ 처리 알고리즘

거나, 또는 비정상상태(invalid)라면, RREQ의 TTL값을 1감소하여 이웃노드에게 폴러딩 한다. 반면, 라우팅테이블에 목적지노드엔트리와 있고, 엔트리의 상태가 정상(valid)이고, 엔트리의 DSN이 RREQ의 DSN보다 크거나 같고 목적지노드까지의 홉 수가 오리지네이터노드(단절 상위노드)보다 작으면(즉, 단절 하위노드라면), DSN을 1증가 시켜 RREP를 생성하여 오리지네이터노드에게 유니캐스트로 응답한다(그림 2의 노드 i). 즉, 목적지노드로 향하는 새로운 경로가 생겼다는 사실을 DSN을 1증가시킴으로써 단절 상위노드 및 주위노드에게 알리는 것이다. 또한 이 사실을 목적지노드에게도 알려주어야 하는데 이를 위해 DSN이 1증가된 GRREP를 목적지노드에게 유니캐스트로 송신한다. GRREP를 받은 목적지노드는 GRREP내의 DSN으로 자신의 DSN을 갱신하게 된다.

그림 1과 2를 비교할 때 그림1의 기존 AODV에서는 RREQ의 DSN이 1증가되었기 때문에 기존의 중간노드들이 가지고 있던 목적지노드까지의 라우팅정보는 모두 무시된다. 따라서, 목적지노드가 RREP를 생성할 가능성이 높게 된다. 하지만, 그림2와 같이 본 논문에서 제안하는 AFLRS는 목적지노드를 알고 있는 중간 노드 i가 RREP를 생성할 가능성이 높음을 알 수 있다. 또한 RREQ의 폴러딩 범위가 기존 AODV의 경로 복구 기법보다 작아질 가능성이 매우 큼을 알 수 있다.

### 3.2 경로 복구 예제

본 논문에서 제안하는 AFLRS의 지역 경로복구 과정을 예제를 통하여 살펴보자. 그림 4에서 노드 u와 노드 i사이의 링크가 단절되었다고 가정하자. 노드 u는 오리지네이터노드가 되고 RREQ(dest=D, DSN=4, org=u, OSN=1, hcnt= 3, GR flag set) 메시지를 생성하여 폴러딩 한다. 노드 h와 j는 RREQ를 수신하지만 목적지노드에 대한 홉 수가 RREQ에 저장된 홉 수보다 크거나 같기 때문에 RREP를 생성하지 않는다. 반면, 노드 i는 이

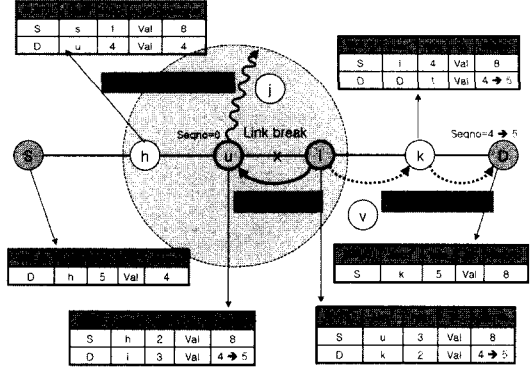


그림 4 AFLRS에서 경로복구 예제

들 조건을 만족한다. 따라서, 노드 i는 목적지노드에 대한 라우팅 엔트리의 DSN을 1증가시키고, 노드 u에게 RREP(dest=d, DSN=5, org=u) 메시지를 유니캐스트로 보낸다. 또한, 목적지노드에게 노드 i와 k를 통해 Gratuitous RREP(dest=u, DSN=1, org=d, OSN=5, U flag set)를 전달하여 이들 단절 하위노드들이 목적지노드에 대한 시퀀스번호를 갱신하도록 한다. 이 과정이 끝나면 노드 u, i, k, D 모두 목적지노드 D에 대한 DSN이 5가 된다.

### 3.3 AFLRS 분석

이 절에서는 AFLRS이 가지는 몇 가지 특징에 대하여 살펴보기로 하겠다.

**정의 1.** 노드들  $X_i(i=1, 2, \dots, n)$ 가 소스노드에서 목적지노드로 가는 라우팅경로에 있는 노드들이고, 노드  $X_i$ 의 목적지노드에 대한 라우팅테이블 엔트리에 노드  $X_{i-1}$ 가 다음 홉(next hop)이라고 기술되어 있다고 가정할 때,  $X_i$ 가  $X_{i-1}$ 를 가리킨다고 말하고  $X_i \rightarrow X_{i-1}$ 로 표시한다.

**정의 2.**  $H_i$ 를  $X_i$ 에서 목적지노드까지의 홉 수,  $T_i$ 는  $X_i$ 에서 목적지노드에 대한 시퀀스번호(DSN)이라 정의한다(단  $i=1, 2, \dots, n$ ).

기존 AODV에서는 항상  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 이 성립하고, 라우팅 노드들  $X_i(i=1, 2, \dots, n)$  사이에는 루프가 존재하지 않는다[8]. 하지만 본 논문에서 제안하는 AFLRS을 이용한 지역 경로 복구를 이용하면 정리 1에서 보인 것처럼, 일시적으로  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$  만족하지 않는 경우가 생긴다. 하지만 중간 노드가 GRREP를 생성하여 목적지노드에게 전달하고 나면 결국은  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 을 만족하게 된다.

**정리 1.**  $X_k \rightarrow X_i \rightarrow X_j \rightarrow X_m$ 이고  $X_i$ 와  $X_j$  사이의 활성 경로(active route path)가 단절되었다고 가정하자. 이때  $X_i$ 가 단절 상위노드가 되고,  $X_j$ 가 중간노드가 되어

AFLRS기반의 지역경로 복구를 한다면, 목적지노드가 중간노드  $X_j$ 로 부터 GRREP를 받은 후에는 라우팅 노드들  $X_i$ 에 대한 시퀀스번호는 항상  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 을 만족한다(단  $i=1, 2, \dots, n$ ).

**증명.** 먼저, 일반성을 잃지 않으면서  $T_k = T_i = T_j = T_m = 5$ 이고,  $H_k = 8, H_i = 7, H_j = 6, H_m = 5$ 라 가정해 보자. 이 경우  $T_k \leq T_i \leq T_j \leq T_m$ 을 만족하게 되는데, 어느 순간  $X_i$ 와  $X_j$  사이의 경로가 단절되었다고 가정하면,  $X_j$ 는 지역 경로복구를 위한 오리지네이터가 되고, RREQ(DSN=5)를 플러딩하게 된다. 이때,  $X_j$ 가 RREP(DSN=5+1) 메시지로써  $X_i$ 에게 응답했다면, 두 노드의 시퀀스번호  $T_i = T_j = 6$ 이 되고, 그 외의 노드의 시퀀스번호  $T_k = T_m = 5$ 가 되어  $T_k \leq T_i \leq T_j \leq T_m$ 을 만족하지 않게 된다. 하지만  $X_j$ 가 GRREP(DSN=5+1) 메시지를 목적지노드에게 유니캐스트로 전달하면, 목적지노드까지 경로에 있는 노드들은 GRREP를 받아 자신의 라우팅 테이블을 갱신하기 때문에  $T_m=6$ 이 되어  $T_k \leq T_i \leq T_j \leq T_m$ 을 만족하게 된다. □

정리 1에 의하여 지역 경로 복구 후 경로가 안정된 상태(목적지노드가 중간노드로부터 GRREP를 받은 상태)에서는 기존 AODV방법이나 본 논문에서 제안하는 AFLRS 모두  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 을 만족함을 알 수 있다.

AODV에서 시퀀스번호와 홉 수 사이의 관계는 그림 5와 같이 세가지 경우가 있다. (a)는  $T_1 = T_2 = \dots = T_n$ 이고,  $H_1 > H_2 > \dots > H_n$ 인 경우이다. (b)는 3번 이상 경로 단절이 발생한 경우로  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 을 만족하고,  $H_1 > H_2 > \dots > H_n$ 인 상태를 나타낸다. (c)는 새로운 노드가 활성 라우팅 경로에 추가되어 홉 수 불규칙 구간이 발생한 경우이다.

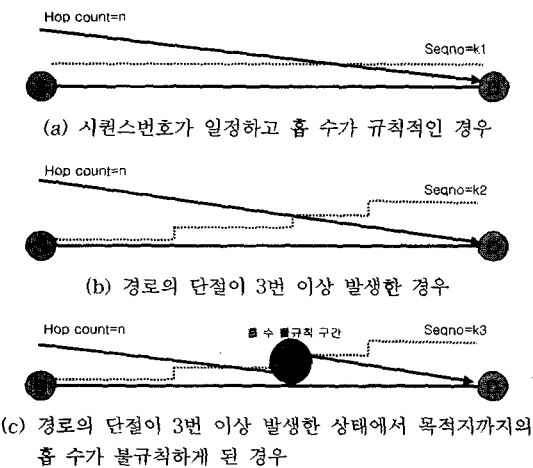


그림 5 AODV에서 시퀀스번호와 홉 수의 관계

**정리 2.**  $X_i \rightarrow X_{i+1}$ 일 때 AODV에서 홉 수 불규칙 구간( $H_1 > H_2 > \dots > H_n$ 을 만족하지 않는 구간)이 생길 수 있으며 홉 수 불규칙 구간에서 각 노드의 DSN은 서로 다르다(단  $i=1,2, \dots, n$ ).

**증명.** 증명은 그림 5의 (a)에서 경로 단절이 발생한 후, (c)와 같이 홉 수 불규칙 현상이 발생함을 보이던 된다.  $X_k \rightarrow X_i \rightarrow X_j$ ,  $T_k = T_i = T_j = 5, H_k = 8, H_i = 7, H_j = 6$ 이라 가정하면 경로가 단절되기 전에는 그림 5의 (a)의 경우처럼  $H_k > H_i > H_j$ 를 만족한다. 이때  $X_i$ 와  $X_j$  사이의 라우팅 경로가 단절되어  $X_i$ 가 단절 상위노드가 되어 경로 복구(DSN=6을 사용)를 하고, 결과적으로 새로운 라우팅 경로  $X_k \rightarrow X_i \rightarrow X_a \rightarrow X_b \rightarrow X_j$ 가 생성되었다고 가정하자. 이때,  $H_j = 6$ 이었으므로,  $H_b = 7, H_a = 8, H_i = 9, H_k = 8$ 이 되어  $H_k > H_i > H_a > H_b > H_j$ 를 만족하지 않는다. 또한 이 경우,  $T_k = 5, T_i = T_a = T_b = T_j = 6$ 가 된다. 즉 홉 수 불규칙 구간( $X_k, X_i$ )이 발생한다. 왜냐하면 RREP(DSN=6)메시지가 오리지네이터  $X_i$ 까지만 전달되고  $X_k$ 에게는 전달되지 않기 때문에  $X_k$ 는 여전히  $H_k = 8$ 을 가지고 있기 때문이다. 또한 이 구간에서 DSN은 서로 다르게 되는데 이는 지역복구과정 중 증가된 DSN을 사용하기 때문이다. □

그림 6은 홉 수 불규칙 구간의 예를 보여준다. 먼저 경로단절이 있기 전에  $X_u \rightarrow X_k$ 라고 가정하자. 또한 노드 u가 경로 단절을 발견하고 RREQ를 플러딩할 때 노드 i가 노드 u와 k 사이로 이동해 왔다고 가정해보자. 노드 i의 DSN은 4이고, 홉 수가 6이므로 노드 i는 RREP를 생성할 수 없기 때문에 RREQ를 전달(forwarding) 한다. 노드 k가 RREQ를 받았을 때 노드 k의 DSN은 4, 홉 수가 4이므로 RREP를 생성하여 유니캐스트로 노드 u에게 응답한다. 노드 u가 RREP를 받으면 시퀀스번호는 5, 홉 수는 5로 자신의 라우팅 테이블을 갱신한다. 여기서 노드 f와 노드 u의 홉 수가 5로 같음을 알 수 있다. 하지만 이들의 DSN은 같지 않다. 왜냐

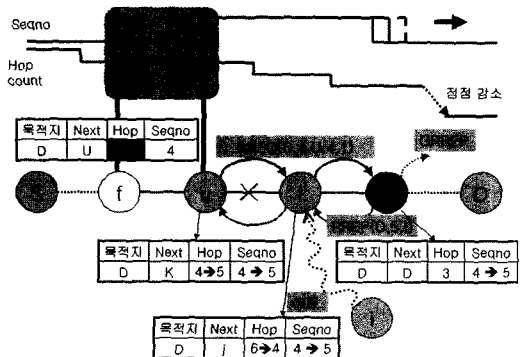


그림 6 AFLRS에서 홉 수 불규칙 구간의 발생 예제

하면 노드  $u$ 에서 경로가 복구되어 DSN이 1 증가되었기 때문이다.

본 논문에서 제안하는 AFLRS의 경로에 루프가 존재할 수 없음을 증명하기 위해 다음과 같은 보조 정리를 정의한다.

**lemma 1:** 노드  $X_i$ 에 대하여  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 와  $H_1 > H_2 > \dots > H_n$ 이면 활성화 경로에 루프가 존재하지 않는다(단  $i=1, 2, \dots, n$ ).

**증명.** 목적지노드에 대하여 경로에 루프가 있다고 가정해 보자. 가정에 의하여 모든  $X_i$ 에 대하여  $X_i \rightarrow X_{i-1}$ 이고  $X_n \rightarrow X_1$ 을 만족한다. 또한 이들 사이의 홉 수는  $H_1 > H_2 > \dots > H_n > H_1$ 을 만족한다. 그런데 가정에 의하여  $H_1 > H_n$ 을 만족하고  $H_n > H_1$ 을 만족해야 하는데, 이 두 가지를 만족하는  $H_1$ 는 존재할 수 없다. 따라서  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 와  $H_1 > H_2 > \dots > H_n$ 을 만족하는 경우 경로에 루프가 존재하지 않는다. □

**lemma 2:** AFLRS에서 활성화 경로의 노드  $X_i$ 에 대하여 목적지노드에 대한 시퀀스번호가 같으면 홉 수가 다르다(단  $i=1, 2, \dots, n$ ).

**증명.** 경로가 처음 생성되었을 때 노드  $X_i$ 의 DSN은 모두 같다. 또한 이 경우 이들 사이는 lemma 1을 만족하기 때문에 루프가 존재하지 않는다. 따라서 목적지노드에 대한 홉 수는 목적지노드 쪽으로 가면서 항상 -1 감소한다. 그러므로 노드  $X_i$ 에 대하여 목적지노드에 대한 시퀀스번호가 같을 경우 홉 수가 같은  $X_i$ 는 존재하지 않는다. □

**3.4 AFLRS에서의 루프 없음(loop free) 증명**

라우팅 알고리즘에 루프가 존재하는 경우 전체 네트워크에 치명적인 영향을 주어 네트워크 전체를 마비시키게 된다. 기존 AODV는 지역 경로복구 시 단절 상위노드가 RREQ의 DSN을 1만큼 증가시킴으로써 경로의 루프를 방지하지만 AFLRS에서는 단절 상위노드가 DSN을 1 증가시키지 않고 RREQ를 플래딩하기 때문에 루프가 생성될 수 있다. 이를 위해 AFLRS에서는 목적지노드까지의 홉 수를 같이 비교함으로써 경로의 루프를 방지 한다.

**정리 4.** 본 논문에서 제안하는 AFLRS에서 활성화 라우팅 경로에 루프는 존재하지 않는다.

**증명.** AODV에서 활성화 라우팅 경로가  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 와  $H_1 > H_2 > \dots > H_n$ 이면 lemma 1에 의하여 루프가 없음을 알 수 있다. AFLRS를 사용한 지역 경로 복구 후 라우팅 경로는 그림 7과 같이 홉 수 불균칙구간이 발생할 수 있으며, 만일 발생하였다면, 이 구간을 기준으로 3개의 영역, 즉 Zone\_A, Zone\_B, Zone\_C로 구분할 수 있다. 그림 7은 각 영역을 보여준다. 이때 각 영역내부에서는  $T_1 \leq T_2 \leq \dots \leq T_n$ 와

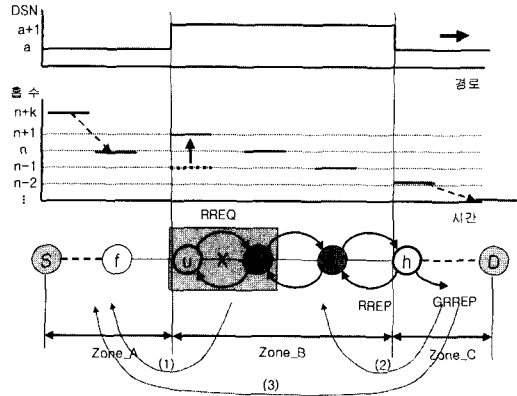


그림 7 AFLRS의 경로 복구 과정에서 시퀀스번호와 홉 수의 상태

$H_1 > H_2 > \dots > H_n$ 을 동시에 만족하므로, lemma1에 의하여 루프가 존재할 수 없다. 따라서 라우팅 경로에 루프가 존재하기 위해서는 각 영역간 루프가 존재하여야 한다. 하지만 다음과 같은 이유로 각 영역간 루프는 존재할 수 없다.

그림 7의 경로 (1)은 Zone\_B에서 Zone\_A 로 연결되는 역경로인데, Zone\_B가 Zone\_A보다 DSN이 크기 때문에 그림 3의 RREQ 처리 알고리즘 (12번줄)에 의하여 경로 (1)은 생성될 수 없다. 경로 (2)는 Zone\_C에서 Zone\_B로 연결되는 역경로로서, Zone\_C의 DSN이 Zone\_B의 DSN 보다 작지만 홉 수는 클 수 밖에 없다. 따라서 그림 3의 RREQ 처리 알고리즘 (13번줄)에 의해 경로 (2)는 생성될 수 없다. 마지막으로 경로 (3)에 대해서는 Zone\_C와 Zone\_A의 DSN은 상관없이 Zone\_A의 노드들의 홉 수가 Zone\_C의 노드들의 홉 수 보다 항상 크다. 왜냐하면 Zone\_B와 Zone\_C의 경계 노드  $h$ 의 홉 수는 Zone\_A와 Zobe\_B의 경계 노드  $u$ 의 홉 수보다 작기 때문이다. 따라서 그림 3의 알고리즘(13번 줄)에 의해 경로 (3)도 생성될 수 없다. □

**3.5 RREQ, RREP 메시지의 확장**

AFLRS를 위해 AODV의 RREQ와 GRREP 형식을 그림 8과 9와 같이 확장하였다. RREQ에는 지역 경로 복구를 시도하는 단절 상위노드가 자신의 라우팅 테이블에 저장된 목적지노드까지의 홉 수를 RREQ에 넣기 위해 목적지 홉 수(Destination Hop Count)를 추가하였다.

GRREP(Gratuitous RREP)에는 U 플래그와 목적지노드의 시퀀스번호를 추가 하였다. 중간 노드가 자신이 목적지노드까지 가는 경로를 알고 있다면 RREP를 생성하여 경로 복구를 시도한 단절 상위 노드에게 전달한다. 이 과정은 기존의 RREP를 그대로 사용할 수 있지만,

Type	J	R	G	D	U	Reserved	Hop count
RREQ ID							
Destination IP Address							
Destination Sequence Number							
Originator IP Address							
Originator Sequence Number							

그림 8 지역경로복구를 위한 RREQ 형식

Type	R	A	Reserved	Prefix Sz	Hop Count
Destination IP Address					
Destination Sequence Number					
Originator IP Address					
Lifetime					

그림 9 지역경로복구에서 GRREP(Gratuitous RREQ) 형식

목적지노드로 가는 활성화 경로 상에 위치한 노드와 목적지노드에게 DSN이 변경되었음을 전달할 수 없기 때문에 RREQ에 U 플래그와 OSN을 추가하였다. 이 때, 주의해야 할 점은 G RREP 내의 소스노드가 RREQ내의 목적지노드라는 것이다. RREP와 GRREP의 형식이 다르므로 이를 구분하기 위해 U 플래그를 두었으며, RREP에 U 플래그가 설정되어 있을 때, GRREP로 해석한다.

#### 4. 실험

본 논문에서 제안하는 AFLRS경로 복구 기법의 우수함을 보이기 위하여 NS2[11]와 AODV-UU[12]를 이용하여 시뮬레이션하였다. 실험에서는 50개의 노드가 1500m×600m의 사각형 지역에서 random waypoint 이동성 모델에 따라서 움직인다. 각 노드는 IEEE 802.11 표준 MAC계층을 사용한다. Radio 모델은 250m의 거리를 갖는 1세대 WaveLAN 모델을 사용하였으며 전송 속도는 최대 2Mbps이다. 사용된 random waypoint 이동성 모델에서는 각 노드가 랜덤하게 설정된 방향으로 최대 20m/sec의 속도로 이동하며 목적지에 도달하게 되면 일정한 정지시간(pause time) 동안 멈추었다가 다시

새로운 목적지를 랜덤하게 정하고 새로운 이동을 시작한다. 본 실험에서는 0에서 500초까지 100초 간격으로 정지시간을 변화시키며 각 정지시간 마다 5번씩의 반복 시뮬레이션을 하였으며, 총 500초 동안 시뮬레이션하였다. 트래픽 소스는 CBR(constant bit rate) 기반의 UDP를 사용하였으며 20 패킷/초의 일정한 속도로 512 바이트크기 패킷 트래픽을 생성한다. 또한 실험의 정확성을 위해 모든 경우에 대해 5번씩 서로 다른 이동 시나리오를 생성하여 반복 실험하였으며 표 1의 모든 숫자는 5번 반복실험의 평균값을 나타낸다.

실험에서는 다음과 같은 성능지수를 평가하였다. 패킷 전달 비율(packet delivery ratio)은 소스에 의해 보내진 패킷과 목적지에 도달한 패킷의 수의 비율이다. 라우팅 로드(routing load)는 목적지에 도달한 데이터패킷의 수와 전송된AODV 제어 패킷의 수의 비율로서 한 개의 데이터 패킷당 필요한 제어패킷을 의미한다. 평균 end-to-end 홉 수(Avg. EtoE hcnt)는 소스에서 목적지까지 평균 홉 수 이다. 최대와 평균 end-to-end 지연시간은 각각 소스에서 목적지까지의 최대 및 평균 지연시간을 의미한다. 평균 RREQ 홉 수는 경로 단절 시 지역복구를 위해 업스트림 노드가 발생시킨 RREQ 메시지가 중간노드에 의해 RREP 응답 메시지로 변환되어 업스트림 노드까지 돌아올 때까지의 홉 수를 의미한다. 즉 RREQ 홉 수가 적으면 적을수록 빨리 경로 복구가 이루어졌음을 의미한다.

표 1은 실험결과를 보여준다. 제안된 기법이 AODV보다 전반적으로 좋은 성능을 보임을 알 수 있다. 패킷 전달 비율을 비교해 보면 AODV의 전체 평균 전달 비율이 24.702인 반면 제안된 AFLRS 기법이 34.373으로 39% 더 높은 패킷 전달 비율을 보임을 알 수 있다. 소스와 목적지 노드간 평균 End-to-end 홉 수를 비교해 보면 AFLRS와 AODV가 각각 2.306과 2.863으로 19.4% 감소하였고, 평균 전달 지연시간도 각각 1.213과 5.009로 75.8% 감소하였다. 또한 라우팅 로드를 비교해 보면 제안기법이 평균 270, AODV가 430으로 평균 37.1% 감소하였다.

제안된 AFLRS기법이 AODV보다 좋은 성능을 보인 원인을 분석하기 위해 평균 RREQ 홉 수, 지역경로 복구 횟수, 복구 시간을 분석하였다. 우선RREQ 메시지가 네트워크를 통해 전달되는 평균 홉 수(평균 RREQ 홉 수)가 줄어든 것이 중요한 성능 향상 원인을 알 수 있다. 평균 RREQ 홉 수는 지역복구 시 업스트림 노드가 목적노드를 찾기 위해 RREQ를 플러딩시킬 때부터 중간노드가 RREP로 응답할 때까지의 평균 홉 수를 의미 한다. 평균 RREQ홉 수를 비교해보면 AODV가 2.56 홉이고 AFLRS가 1.79로 RREQ의 플러딩 범위가



표 1 실험결과

LR Scheme	Measurement Name	Pause Time 0	Pause Time 100	Pause Time 200	Pause Time 300	Pause Time 400	Pause Time 500
AFLRS	Packet Delivery Ratio	31.798	31.676	35.961	31.516	35.260	40.028
	Routing Load	291.540	295.098	234.430	290.547	261.474	250.990
	Avg EtoE Hops (#ops)	1.996	2.406	2.250	2.589	2.166	2.430
	Max Delay(msec)	149.492	49.847	43.502	24.842	24.494	19.556
	Avg. EtoE Delay(msec)	1.546	1.237	0.877	1.458	1.218	0.944
	Avg. RREQ Hops	1.786	1.744	1.875	1.671	1.720	1.947
	Avg. Repair time(msec)	983.771	924.682	948.605	942.076	897.025	815.309
	Num. of Route Discovery	513	565.8	519.6	545.8	529.4	535.4
	Num. of Local Repair	909.2	749	477.6	630.6	692	737.6
AODV	Packet Delivery Ratio	20.734	21.458	26.080	26.377	24.330	29.284
	Routing Load(%)	552.650	540.880	365.264	358.094	360.039	403.456
	Avg EtoE Hops (#ops)	2.597	2.920	2.700	3.008	2.718	3.233
	Max Delay(msec)	275.680	303.485	193.065	249.547	212.798	321.787
	Avg. EtoE Delay(msec)	4.612	4.629	4.078	4.872	5.522	6.342
	Avg. RREQ Hops	2.285	2.485	2.619	2.645	2.665	2.687
	Avg. Repair time(msec)	1204.805	1322.508	1275.986	1252.231	1309.786	1205.419
	Num. of Route Discovery	54	81.2	73.2	83.8	77.2	71.2
	Num. of Local Repair	1613	1612	1291.4	1539.8	1229	1540.6

30.2% 준 것을 알 수 있다. RREQ홉 수뿐 아니라 경로를 찾을 때까지 걸리는 복구 시간을 비교해보면 27.2%가 줄어 들어서 같은 결과를 보여준다. 지역 경로 복구 횟수를 비교해 보면 AFLRS가 AODV보다 복구 횟수가 적지만 경로 탐색(route discovery) 횟수가 반대로 더 많기 때문에 종합적으로 분석해 볼 필요가 있다. 이를 위해 지역경로 복구 횟수와 경로 탐색 횟수를 합산해 보면 AFLRS가 평균 1234회 AODV가 1544회로 20.1% 감소하였다.

정지시간이 500인 경우 즉 모바일 노드가 정지해 있을 경우의 성능을 분석해 볼 필요가 있는데, 노드의 이동성이 없을지라도 경로 단절 횟수는 크게 변화가 없음을 알 수 있다. 이는 AFLRS와 AODV모두 동일한 결과인데, 실제로 경로 단절에 영향을 미치는 요소가 노드의 이동성 이외에도 무선 환경의 여러 가지 특성들 즉, 간섭(interference), 멀티패스 페이딩(multipath fading), IEEE 802.11의 contention특성으로 인한 충돌(collision), 각 모바일노드에서의 큐 오버플로우(queue overflow)등이 있기 때문이다. 특히 본 실험에서는 10개의 소스노드가 20 packet/sec의 속도로 패킷을 전송하여 전체적으로 데이터에 의한 트래픽만 102kbps의 대역폭을 차지하며, 여기에 라우팅 로드까지 더한다면 본 시뮬레이션에서 사용한 무선 환경 모델(최고 속도 2Mbps)에서 큐 오버플로우와 무선환경의 contention으로 인한 충돌이 높은 비중을 가짐을 알 수 있다. 이를 확인하기 위해 전송 속도를 10 packet/sec로 낮추면 경로 단절

횟수가 상대적으로 낮아짐을 알 수 있었다.

### 5. 결론

본 논문에서는 AODV에서 경로 단절이 발생하였을 때 효율적으로 경로를 복구하는 방법인 AFLRS를 제안하였다. AFLRS는 경로 단절이 일어나기 전에 라우팅 노드들이 유지하고 있던 라우팅 정보를 이용하여 경로 복구를 한다. 기존의 라우팅노드들이 가지고 있는 목적지노드까지의 라우팅 정보를 이용하기 위해서는 목적지 시퀀스번호(DSN)을 증가시키지 않고 경로 탐색을 해야 한다. DSN을 증가시키지 않게 되면 루프가 생길 위험이 있는데 이를 방지하기 위해 목적지노드까지의 홉 수를 고려한 RREP 메시지 생성 규칙을 새롭게 정하였으며, 루프가 생기지 않음을 증명하였다. AFLRS는 목적지 노드까지 경로탐색메시지가 도착하지 않아도 되므로 경로 탐색 메시지의 플래딩 범위를 줄일 수 있으며 따라서 네트워크 대역폭의 낭비를 줄일 수 있다. 또한 경로 복구를 해주는 중간노드까지의 홉수를 줄일 수 있으므로 경로 복구 시간을 줄일 수 있다. 제안된 AFLRS의 성능평가를 위해 지역경로 기법들을 NS2와 AODV-UU 시뮬레이터를 이용하여 시뮬레이션 하였으며 실험 결과에서 AFLRS가 AODV보다 빠르게 경로 복구를 할 수 있음을 보였다. 앞으로 연구과제는 각 노드의 이동 속도 및 거리, 배터리의 상태 등을 고려한 다양한 실험 모델을 본 논문에서 제안하는 방법에 적용하여 실험하는 것을 앞으로의 과제로 남겨두고 있다.

## 참고 문헌

- [1] E. M. Royer and C.-K. Toh, "A Review of Current Routing Protocols for Ad-Hoc Mobile Wireless Networks," *IEEE Personal Communications*, April 1998, pp.46~55.
- [2] C.-K. Toh, "Ad Hoc Mobile Wireless Networks Protocols and Systems," Prentice Hall PTR, 2002, pp.13~25.
- [3] C. E. Perkins and P. Bhagwat, "Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing (DSDV) for Mobile Computers," *Computer Communication*, October 1994, pp.234~244.
- [4] T. Clausen, P. Jacquet, A. Laouiti, P. Minet, P. Muhlethaler, A. Qayyum and Laurent Viennot, "Optimized Link State Routing Protocol," Internet Draft, IETF MANET Working Group, draft-ietf-manet-olsr-07.txt, December 2002.
- [5] R. G. Ogier, M. G. Lewis and F. L. Templin, "Topology Broadcast Based on Reverse-Path Forwarding," Internet Draft, IETF MANET Working Group, draft-ietf-manet-tbrpf-06.txt, November 2002.
- [6] D. B. Johnson, D. A. Maltz, Yih-Chun Hu and J. G. Jetcheva, "The Dynamic Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks (DSR)," Internet Draft, IETF MANET Working Group, draft-ietf-manet-dsr-07.txt, February 2002.
- [7] C. E. Perkins, "Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing," Internet Draft, IETF MANET Working Group, draft-ietf-manet-aodv-12.txt, November 2002.
- [8] C. E. Perkins and E. M. Royer, "Ad-hoc On-Demand Distance Vector Routing," *proceedings of the 2<sup>nd</sup> IEEE workshop on Mobile Computing Systems and Applications, New Orleans, LA, February 1999*, pp.90~100.
- [9] V. Park and M. Corson, "Temporally Ordered Routing Algorithm (TORA) Version 1-Functional Specification," Internet Draft, IETF MANET Working Group, draft-ietf-manet-tora-spec-02.txt, October 1999.
- [10] Z. J. Haas and M. R. Perlman, "The Zone Routing Protocol (ZRP) for Ad Hoc Networks," Internet Draft, IETF MANET Working Group, draft-ietf-manet-zone-03.txt, March 2000.
- [11] K. Fall and K. Varadhan, Eds., "ns notes and documentation," 1999; available from <http://www.isi.edu/nsnam/ns>.
- [12] B. Wiberg, "Porting AODV-UU implementation to ns-2 and Enabling Trace-based Simulation," UPPSALA University Master's Thesis in Computer Science, December 18, 2002.



서 현 곤

1992년 경상대학교 전산통계학과 졸업(이학사). 1994년 경상대학교 전산통계학과 대학원 졸업(이학석사). 2000년 영남대학교 컴퓨터공학과 대학원 박사수로 1994년~1997년 (주)동양에레베이터 기술연구소 주임연구원. 1997년~2001년 김천대학교 컴퓨터정보처리계열 겸임전임강사. 2001년~현재 대구대학교 정보통신공학부 BK21교수. 관심분야는 애드 혹 네트워크, 멀티캐스팅, 라우팅 프로토콜, 웹기반 응용



김 기 형

1990년 한양대학교(공학사). 1992년 한국과학기술원(공학석사). 1996년 한국과학기술원(공학박사). 2001년 AdForce, Inc 선임연구원. 1997년~현재 영남대학교 컴퓨터공학과 부교수. 관심분야는 Ad Hoc Networks, Multicasting, Simulation, Embedded System



서 재 홍

2000년 영남대학교 전자공학과 졸업(공학사). 2003년 영남대학교 컴퓨터공학과 대학원 졸업(공학석사). 2003년~현재 (주)월텍 정보통신 M.Solution 연구원 관심분야는 Ad Hoc Network Routing, Mobile IP Handover, IPv6 Network, WCDMA Call Processing, 3G-WLAN 연동