

논문 2007-44TC-9-4

에드혹 네트워크의 경로 재설정 라우팅 기법

(The Route Re-acquisition Algorithm for Ad Hoc Networks)

신 일 희*, 최 진 철**, 이 채 우***

(Il-Hee Shin, Jin-Chul Choi, and Chae-Woo Lee)

요 약

에드혹 네트워크에서 수명을 연장하기 위한 방법 중 하나인 경로 재설정 기법은 일정 노드로 라우팅 기능 부담의 편중을 막기 위해 일정량의 에너지 사용 후, 새로운 경로를 다시 찾는다. 경로 재설정 기법은 라우팅 기능 분담에 의한 네트워크 수명 연장 측면에서 뛰어난 성능을 보인다. 그러나 경로 재설정은 플러딩을 바탕으로 하는 경로 탐색 과정이 포함되기 때문에 그 시그널링 오버헤드는 상당하며, 경로 재설정 기법의 에너지 효율성을 감소시킬 위험이 있다. 즉, 잦은 경로 재설정이 발생할 경우 시그널링 오버헤드로 인해 그 성능 향상이 반감될 수 있다. 본 논문에서 제안하는 경로 선택 알고리즘(Algorithm for Route Reacquisition with Overhead Weakener, ARROW)은 패킷 전송 비용과 함께 시그널링 오버헤드의 정도를 나타내는 경로 재설정 비용을 계산하여 경로 선택 과정에 활용한다. ARROW는 경로의 재설정 과정에서 발생하는 시그널링 오버헤드를 줄이는 새로운 알고리즘으로, 패킷 전송 비용만으로 경로 선택이 어려울 경우 경로 재설정 비용을 경로 선택 과정에서 고려하여 재설정 과정 발생 횟수를 줄임으로써 네트워크의 에너지를 효율적으로 사용할 수 있다. 재설정 비용이 고려된 ARROW와 고려되지 않은 알고리즘의 성능을 비교, 분석하기 위해 2차원 마코프 체인을 이용하여 에드혹 네트워크를 모델링한다. 모델을 이용하여 분석한 결과 제안된 알고리즘은 시그널링 오버헤드와 네트워크 수명 측면에서 타 알고리즘 보다 뛰어난 성능을 확인하였다.

Abstract

The existing route re-establishment methods which intend to extend the lifetime of the network attempt to find new routes in order not to overly consume energy of certain nodes. These methods outperform other routing algorithms in the network lifetime extension aspect because they try to consume energy evenly for the entire network. However, these algorithms involve heavy signaling overheads because they find new routes based on the flooding method and route re-acquisition occurs often. Because of the overhead they often can not achieve the level of performance they intend to. In this paper, we propose a new route re-acquisition algorithm ARROW which takes into account the cost involved in the packet transmission and the route re-acquisition. Since the proposed algorithm considers future route re-acquisition costs when it first finds the route, it spends less energy to transmit given amount of data while evenly consuming the energy as much as possible. Using 2-dimensional Markov Chain model, we compare the performance of the proposed algorithm and that of other algorithms. Analysis results show that the proposed algorithm outperforms the existing route re-acquisition methods in the signaling overhead and network lifetime aspects.

Keywords : Ad hoc Network, Routing, Route Re-acquisition, Markov chain

I. 서 론

현재 에드혹 통신망 분야에서는 불안정한 링크 특성 해결 방안, TCP 성능 향상 기법^[4], QoS 보장을 위한 메커니즘^[5~7], 큰 규모의 네트워크를 위한 라우팅 기술^[8~10], 경로 특성 연구^[11], 보안과 인증 등에 관한 연구가 진행되고 있으며, 그 중에서도 저전력을 지원하는

* 정희원, (주)LG전자

(LG Electronics Inc.,)

** 학생회원, *** 정희원, 아주대학교 전자공학과,
(Department of Electronics Engineering, Ajou University)

※ 본 연구는 정보통신부 및 정보통신연구진흥원의 대학 IT연구센터 육성·지원사업의 연구결과로 수행되었음.

접수일자: 2006년12월27일, 수정완료일: 2007년9월6일

라우팅 프로토콜 연구는 네트워크의 수명을 늘이기 위한 기법으로써 그 중요성이 점차 커지고 있다^[12]. 에드혹 통신망에서 에너지 수준이 낮은 노드가 많은 트래픽을 전송하게 되면 해당 노드의 에너지 잔량이 점차 적어져서 결국 이 노드를 경유하는 모든 경로들을 사용할 수 없게 되며, 이런 노드의 증가는 네트워크 분단(network partition)이 발생하는 원인이 된다. 네트워크 분단이란 경로의 중간 노드를 수행할 수 있는 노드가 라우팅 기능을 더 이상 지원 할 수 없는 경우에, 임의의 송신 노드가 수신 노드로의 경로를 찾지 못할 경우를 의미한다.

또한 에너지의 편중된 소비는 특정 방향으로의 전송만이 가능한 비대칭적인 링크 특성을 야기한다. 이런 문제점을 해결하고 에너지 효율적인 라우팅을 지원하기 위해 에너지를 경로 설정 파라미터로 사용하는 기법^[13~15], 전송 범위를 조절하는 파워 컨트롤 기법^[16~17], 위치 정보를 이용한 경로 탐색 비용을 줄이는 기법^[18], 경로 재설정에 의한 라우팅 기능 부담의 분배 기법(distribution of routing load)^[19] 등이 연구되었다.

특히 경로 재설정 기법에 의한 라우팅 기능 부담의 분배는 라우팅에 의한 편중된 에너지 소비를 막을 수 있는 이점이 있다^[19]. 이 방법은 경로 선택에서 뿐만 아니라 경로 유지 단계에 있어서도 자신의 에너지 레벨을 확인하여 일정 수준 라우팅 기능을 위한 에너지 소비 후 다시 최적의 경로를 찾기 위한 과정에 돌입한다. 이 기법은 라우팅 기능 부담을 타 노드에 분배하여 네트워크 분단(partition) 시점을 연장시킬 수 있다. 그러나 이 기법은 지속적인 라우팅에 의한 특정 노드의 에너지 소비를 방지하는 대신 경로 재설정 과정에서 라우팅 패킷이 발생하는 단점이 있다.

라우팅 패킷은 경로 재설정 과정의 시작을 알리는 에러 메시지(ERROR), 경로를 다시 찾는 RREQ(Route REQuest), RREQ에 대한 응답인 RREP(Route REPLY)의 메시지를 포함하며, 이런 플러딩(flooding)을 기반으로 하는 경로의 탐색 과정은 분명 네트워크의 오버헤드로 작용한다. 라우팅 메시지가 증가함에 따라 각 노드의 프로세싱 파워 및 에너지가 낭비되고, 네트워크의 대역폭이 비효율적으로 사용될 수 있다. 또한, 경로 재설정 과정에 의해 패킷 지연의 변화율(variation)이 커질 위험이 있다. 이와 같은 경로 재설정 오버헤드는 경로 재설정이 빈번히 발생할 경우, 라우팅 부담의 분배에 의한 네트워크 수명 연장이라는 효과를 반감시킬 수 있다. 특히, 네트워크를 구성하는 노드의 수가 많을수

록, 세션의 길이가 길수록 플러딩을 통한 경로 재설정 오버헤드는 커지기 때문에, 결국 경로 재설정 과정에서의 라우팅 메시지의 오버헤드는 네트워크의 에너지 효율성을 위해 반드시 해결해야 할 문제점이다.

본 논문에서는 라우팅 지원에 대한 중간 노드의 부담을 분배하는 경로 재설정 기법의 이점을 가져가면서 경로 재설정 오버헤드를 줄이기 위한 방법으로 새로운 경로 선택 라우팅 프로토콜(Algorithm for Route Reacquisition with Overhead weakener, ARROW)을 제안한다. ARROW는 각 후보 경로의 라우팅 기능 지원 시간의 추정값을 이용하고, 추정된 시간을 경로 선택 과정에서 사용함으로써 경로 재설정 단계가 빈번히 발생하는 것을 방지한다. 즉, 경로 재설정 단계의 빈번한 발생을 막음으로써 그에 따른 오버헤드를 줄일 수 있다. 본 논문에서 제안하는 알고리즘은 각 노드에서 에너지에 관련된 다양한 파라미터와 예측된 경로 재설정 비용을 경로 선택 과정에 이용함으로써 네트워크 분단 시점을 연장하고, 에너지 효율성을 높인 저전력 라우팅을 실현한다.

본 논문에서 나머지 부분의 구성은 다음과 같다. 제Ⅱ장에서 기존의 경로를 선택하기 위한 기법과 경로 유지 기법을 사용한 라우팅 알고리즘을 설명하고, 제Ⅲ장에서는 후보 경로 중에서 최적 경로를 선택할 경우 경로 재설정 비용을 이용하는 새로운 경로 선택 라우팅 프로토콜을 제안한다. 제Ⅳ장에서 2차원 마코프 체인(Markov Chain)을 이용한 에드혹 네트워크의 모델링과 성능 분석법을 설명하고, 제Ⅴ장에서는 에드혹 네트워크의 예를 통해 경로 재설정 오버헤드를 의미하는 라우팅 패킷 수를 분석한다. 또한 에드혹 네트워크에서 네트워크 형성에서부터 마지막 패킷 전송까지의 시간을 의미하는 네트워크 수명 측면에서 성능 분석을 보인다. 그리고 제Ⅵ장에서 논문을 마무리한다.

Ⅱ. 기존 연구 동향

기존의 연구에서 선택된 경로가 세션이 끝나거나 중간 노드의 링크 실패가 일어날 때까지 계속적으로 사용되는 것을 막아 네트워크의 수명을 늘리기 위한 방법으로 일정량의 에너지가 소모되면 경로 에러 패킷을 보내는 경로 유지 기법이 소개되었다^[19]. 경로 유지 기법이란 경로의 선택 과정 후, 선택된 경로를 어떻게 운영하는지에 대한 정책이라 할 수 있다. 경로 선택 과정 후, 에드혹 통신망에서 선택된 경로는 크게 다음 두 방법으

이용하여 유지된다. 경로 유지 기법은 크게 1) 세션이 완료될 때 까지 선택된 경로를 계속 사용하는 CRM(Continuing Route Maintenance) 기법과, 2) 기준량 이상의 패킷 전송 비용이 증가되었을 때 경로를 재설정하는 RARM(Re-Acquisition Route Maintenance) 기법으로 나눌 수 있다^[19]. CRM은 처음 경로가 선택된 후, 라우터 기능을 하는 중간 노드의 이동으로 인해 경로 사용이 불가능한 경우와 중간 노드의 에너지 고갈로 인하여 더 이상 라우터 기능을 수행하지 못할 경우를 제외하고는 선택된 경로를 계속적으로 사용한다. 이 기법은 세션 생성 당시 처음 선택된 경로를 계속 사용하기 때문에 구현이 비교적 간단하고, 트래픽의 지연 변화가 크지 않은 장점이 있다. 그러나 라우팅 부담이 선택된 경로의 중간 노드들로만 집중되며 에너지 소모가 편중되어 네트워크 분단이 빨라질 수 있다.

RARM 기법은 라우팅으로 인한 에너지 소모가 일부 노드에 편중되는 문제를 해결할 수 있다. RARM 기법은 중간 노드의 이동에 의해 라우터 기능을 상실했을 경우뿐만 아니라 경로를 일정 기준 이상 사용한 경우에 경로 재설정 과정을 통하여 최적의 다른 경로를 찾고 라우팅 부담을 분담하는 방법이다. 여기서 경로의 재설정 기준으로 경로 사용 시간이나 각 노드에서의 패킷 전송 비용의 증가량 등이 사용된다. 즉, 세션의 길이가 길 때 같은 경로를 계속적으로 사용하면 네트워크 분단이 빠른 시간 내에 발생할 수 있으며, RARM 기법을 사용하여 이와 같은 문제를 해결할 수 있다. RARM에서 경로를 재설정하기 위해 크게 다음과 같은 두 종류의 기법이 제시되고 있다^[19].

▶ Semi-Global Approach(SGA): SGA는 송신 노드가 주기적으로 경로상의 모든 노드들의 에너지 잔량이나 패킷 전송 비용을 수집하고 비용이 일정량 이상 증가했을 때 경로 탐색 과정을 통하여 라우팅 캐시를 갱신하는 기법이다. 이 방법은 많은 송신 노드와 중간 노드들 사이의 정보 교환을 위한 시그널링 패킷을 사용해야 하기 때문에 오버헤드가 높다는 단점이 있다.

▶ Local Approach(LA): 경로상의 모든 중간 노드는 경로 설정 시간부터 자신의 에너지 잔량 혹은 패킷 전송 비용을 계속적으로 확인하여 자신의 전송 비용의 증가가 일정 경계점 이상이 되면 그 노드는 송신 노드로 경로 에러(Route Error) 패킷을 전송한다. 경로 에러 패킷은 자신을 중간 노드로 사용하고 있는 세션이 더 이상 그 경로를 사용할 수 없음을 알려준다. 이 패킷을 받은 송신 노드는 경로 재설정 과정에 들어가 수신 노드

까지의 최적 경로를 다시 찾는다. $Cost_i(x)$ 를 시간 x 에서 중간 노드 i 의 비용함수라고 정의하면 경로 에러 패킷 전송은 수식 (1)과 같은 조건을 만족하는 시간 t 에 발생한다.

$$Cost_i(t) - Cost_i(t_0) \geq \delta \quad (1)$$

여기서 t_0 는 현재 경로가 설정된 시각이며, δ 는 경로가 설정된 후 각 노드에서 사용할 수 있는 최대 경로 유지비용의 증가량을 의미한다. 즉, 경로가 생성된 후, 라우팅 기능을 하는 중간 노드들 중 아래의 조건에 가장 먼저 만족하여 에러 패킷을 보내는 시간까지가 그 경로의 사용 시간이 된다.

LA 기법은 경로를 구성하는 각 중간 노드에서 자신의 현재 상황을 송신 노드 방향으로 즉시 알려 경로 유지 관점에서 능동적인 네트워크 상황에 대응하는 적절한 방법이다. 중간 노드의 에너지 잔량이 감소하거나, 자신을 중간 노드로 사용하는 링크 수가 증가하는 경우, 전송 비용은 증가하며 증가량이 한계값인 δ 이상이 될 때 경로를 재설정하기 위한 에러 패킷을 보내게 된다. 즉, 중간 노드에서의 비용 증가가 δ 이상이 되지 않는 한 경로를 재설정하지 않고 처음 설정된 경로를 계속 사용한다.

그러나 LA는 비용의 증가 속도가 빠른 노드가 선택된 경로에 포함되어 있을 경우 경로 재설정이 빠른 시간 내에 이루어져 재설정 과정의 오버헤드가 빈번히 발생할 위험이 있다. 특히 비용의 계산에 있어서 노드의 패킷 전송 비용의 증가 속도가 시간에 대해 비선형(non-linear)인 경우 재설정의 빈도수가 급속히 커질 가능성이 있다. 즉, 비용의 증가 속도를 고려치 않은 경로 선택은 재설정 과정의 라우팅 패킷에 의한 부담이 많은 경로를 선택할 수 있다. 라우팅 패킷에 의한 오버헤드는 네트워크를 구성하는 노드의 수가 많아질수록 커지며, 이로 인해 네트워크 전반에 걸친 에너지 소비가 발생하게 된다.

이와 같은 경로 재설정 오버헤드 문제를 해결하기 위해 제III장에서는 각 노드의 에너지 관련 상태를 정확히 적용할 수 있는 패킷 전송 비용과 경로 재설정 비용을 정의한다. 또한 정의된 비용을 이용하여 경로 재설정 기법의 장점인 라우팅 부담의 분배 효과를 보임과 동시에 네트워크 수명 연장을 실현하고 경로 재설정 오버헤드를 줄이는 경로 선택 알고리즘을 소개한다.

III. 제안하는 경로 선택 알고리즘

본 논문에서는 on-demanding 방식의 DSR(Dynamic Source Routing)을 기반으로 하는 새로운 경로 선택 알고리즘(Algorithm for Route Re-acquisition with Overhead Weakener, ARROW)을 제안한다. ARROW는 경로의 재설정 과정에 의한 라우팅 패킷 오버헤드를 감소시켜 전반적인 네트워크 수명을 연장시킨다. 즉, 경로 선택 과정에 있어서 패킷의 전송 비용뿐만 아니라 경로 재설정에 관한 라우팅 패킷 오버헤드 비용을 고려한다^[9]. 경로 재설정 비용을 고려하여 경로를 결정하는 새로운 라우팅 프로토콜은 기존의 패킷 전송 비용만을 고려한 라우팅 기법보다 에너지 효율적인 경로를 선택하는데 효과적이다. ARROW는 목적지까지의 경로를 찾는 경로 탐색 과정, 목적지까지 여러 개의 후보 경로들 사이에서 최적의 경로를 결정하는 경로 선택 과정, 그리고 각 링크 비용의 증가로 인해 경로를 다시 설정하기위한 경로 재설정 과정으로 이루어진다. 본 장에서는 ARROW의 단계별 세부과정을 구체적으로 살펴본다.

1. 경로 탐색 과정

ARROW에서 수신 노드까지의 경로를 찾는 과정인 경로 탐색은 기존의 DSR 방식과 유사하다. 전송할 데이터가 있는 송신 노드는 수신 노드로의 경로를 찾기 위해 RREQ(Route Request) 패킷에 송신 노드의 주소, 수신 노드의 주소, 그리고 중복된 RREQ 패킷의 재전송을 방지하기위한 RREQ_ID(Identification)을 삽입하여 플러딩 방법으로 이웃 노드에게 전송한다. RREQ 패킷을 받은 이웃 노드는 자신의 주소와 경로 설정에 필요한 비용들을 RREQ에 추가하여 브로드캐스팅한다. 이때 각 노드는 RREQ 패킷의 RREQ_ID를 확인하여 처음 RREQ 패킷을 받고 일정 시간 동안 동일한 ID의 RREQ 패킷을 수집한 후 최적의 경로를 선택하여 브로드캐스팅한다. RREQ_ID의 사용은 과도한 후보 경로 발생을 막고 보다 빠른 경로를 후보 경로로 설정하는 역할을 하며, 네트워크 전반적인 경로 설정 오버헤드를 줄인다.

다음은 각 노드에서 RREQ 패킷에 삽입되는 비용에 대한 설명이다. 노드 i 에서의 비용은 패킷 전송 비용(Packet Transmission Cost, PTC_{node}^i)과 경로 재설정 비용(Route Re-Acquisition Cost, $RRAC_{node}^i$)으로 나뉘어 RREQ 패킷의 각 필드(Field)에 삽입된다. 각 비용에 대한 정의는 다음과 같다.

가. 패킷 전송 비용(PTC_{node}^i)

임의의 노드 i 의 패킷 전송 비용(PTC_{node}^i)은 하나의 패킷을 전송하는데 요구되는 비용을 의미한다. 본 논문에서는 에너지에 관련된 비용을 보다 세부적인 항목들로 나누어 이를 패킷 전송 비용으로 계산한다. 이런 항목별 에너지 비용 파라미터의 분류는 중간 노드의 상태를 보다 정확히 경로 선택에 적용함을 목적으로 한다. 각 중간 노드 i 에서 PTC_{node}^i 계산은 다음의 수식을 따른다.

$$PTC_{node}^i = C_1 E_{RX} + C_2 E_{TX} + C_3 / E_{remain} + C_4 3_{waste-rate} \quad (2)$$

수식 (2)에서 E_{RX} , E_{TX} 는 패킷의 전송, 수신 시 소모되는 에너지 량을 나타내며, E_{remain} 은 각 노드의 에너지 잔량, $E_{waste-rate}$ 는 각 노드의 라우팅 기능 지원 여부나 수용 능력에 따른 에너지 소모율로 정의된다. C_k ($k=1, 2, 3, 4$)는 각 구성 요소의 가중치이며 네트워크 환경에 따라 최적 값이 달라진다. PTC_{node}^i 는 단순히 에너지 잔량을 이용한 패킷 전송 비용보다 정확한 노드 상태를 비용 계산에 적용한다. 중간 노드는 앞선 노드에서 전송 받은 RREQ의 PTC 필드에 포함된 비용에 자신의 패킷 전송 비용을 의미하는 계산된 PTC_{node}^i 를 합하여 자신이 브로드캐스트할 RREQ에 삽입하여 전송한다. 임의의 노드 i 에 의해 브로드캐스트된 RREQ 내의 PTC 필드는 각 경로의 패킷 전송 비용을 의미하며, 앞으로 임의의 후보 경로 j 의 패킷 전송 비용을 PTC_{route}^j 라 표현한다.

나. 경로 재설정 비용 ($RRAC_{node}^i$)

본 논문에서는 경로 선택 과정에서 임의의 노드의 패킷 전송 비용과 함께 사용되는 경로 유지 시간 (Route LifeTime, RLT_{node}^i)과 경로 재설정 비용(Route Re-Acquisition Cost, $RRAC_{node}^i$) 개념을 제안한다. RLT_{node}^i 는 임의의 노드 i 에서 개별적으로 계산되는 파라미터로 해당 경로의 중간 노드 역할을 수행할 수 있는 최대 시간이다. 선택된 경로의 최대 경로 유지 시간은 모든 중간 노드에서 계산된 RLT_{node}^i 중 최소값에 해당한다. 각 중간 노드에서 지원하는 라우터 기능은 자신의 RLT_{node}^i 까지 지속될 것으로 예측하며 경로 선택 과정에서 이 시간을 경로의 라우팅 지원 시간으로 활용한다. 경로가 선택된 후 각 중간 노드는 자신의 패킷 전송 비용이 일정 수준 이상 증가할 경우 경로 에러 패킷(RERR 패킷)을 전송해 경로의 재설정을 요청한다.

중간 노드 i 에서의 경로유지시간(RLT_{node}^i)은 경로 탐

색 과정에서 RREQ를 브로드캐스트 할 당시 계산한 패킷전송비용(PTC_{node}^i)으로 비용의 증가속도가 지속된다고 가정할 경우 이것이 제II장에서 설명한 경로 재설정 기준인 만큼 증가할 때까지의 추정된 시간이다. 따라서 노드 i 에서의 경로유지시간은 다음과 같이 표현된다.

$$RLT_{node}^i = \delta \left(\frac{d(PTC_{node}^i)}{dt} \right)^{-1} \quad (3)$$

$RRAC_{node}^i$ 는 경로가 선택되고 패킷 전송 비용의 증가로 인한 경로 재설정이 얼마나 급속히 진행되는지에 대한 비용을 나타낸다. 따라서 RLT_{node}^i 가 큰 값을 가질수록 $RRAC_{node}^i$ 는 작은 값을 갖는다. 즉, 노드 i 에서의 $RRAC_{node}^i$ 는 라우터 기능을 지원할 수 있는 시간인 RLT_{node}^i 의 역수로 정의한다.

$$RRAC_{node}^i = \frac{1}{RLT_{node}^i} = \frac{1}{\delta} \cdot \frac{d(PTC_{node}^i)}{dt} \quad (4)$$

각 노드는 앞선 노드로부터 전송받은 RREQ의 RRAC 필드 값과 자신이 계산한 $RRAC_{node}^i$ 를 비교하여 큰 값을 새롭게 브로드캐스트할 RREQ에 삽입하고 전송한다. 결국, 각 중간 노드와 수신 노드는 전달받은 RREQ로부터 각 후보 경로의 패킷 전송 비용과 경로 재설정 비용을 전달 받고 이들을 이용하여 경로 선택 과정에 들어간다. RREQ에 삽입된 RRAC는 결국 RREQ가 가리키는 후보 경로의 경로 재설정 비용이 되며, 앞으로 임의의 후보 경로 j 의 최대 유지 시간과 경로 재설정 비용을 각각 RLT_{node}^j , $RRAC_{route}^j$ 으로 표현한다.

2. 경로 선택 과정

중간 노드와 수신 노드는 RREQ 패킷을 처음 받은 후, 다른 후보 경로를 알려주는 동일한 ID의 RREQ패킷을 수집하기 위해 후보 경로 수집 시간을 기다린다. 후보 경로 수집 시간 동안 중간 노드 혹은 수신 노드는 몇 개의 RREQ 패킷으로부터 후보 경로들을 제시받는다.

각 중간 노드는 수집 완료 후에 m 개의 후보 경로들 중 패킷 전송 비용인 PTC_{route}^j ($j=1,2,\dots,m$)가 가장 작은 값을 갖는 경로를 선택하고 그 정보를 새로운 RREQ에 삽입하여 브로드캐스트한다. 브로드캐스팅되는 RREQ 패킷은 중간 노드 이전까지의 경로 정보뿐만 아니라 새로이 갱신된 PTC_{node}^i 와 $RRAC_{node}^i$ 정보를 포함한다. 다시 말해, 중간 노드에서 이전까지의 경로 결정은 RREQ 패킷에 포함된 PTC_{route}^j ($j=1,2,\dots,m$)를 비교하여

최소가 되는 것으로 한다. 중간 노드가 m 개의 후보 경로 중 가경로($Route_{temp}$)는 수식 (5)와 같이 선택한다. 가경로는 중간 노드에서 결정되는 송신 노드와 중간 노드까지의 경로를 의미한다.

$$Route_{temp} = \underset{j}{\operatorname{argmin}} \{ PTC_{route}^1, \dots, PTC_{route}^j, K, PTC_{route}^m \} \quad (5)$$

수신 노드는 몇 개의 가경로를 동일 ID를 갖는 RREQ로 수신하고 최종 경로를 결정한다. 수신 노드에서의 경로 결정($Route_{opt}$)은 RREQ 내에 포함된 PTC_{route}^j 와 $RRAC_{route}^j$ 를 이용하여 결정한다. 즉, 수신 노드가 m 개의 후보 경로를 제시받았을 때, 각 후보 경로의 PTC_{route}^j 를 비교하여 최소 PTC_{route}^j (PTC_{min})와 그 다음으로 작은 PTC_{route}^j (PTC_{2nd})의 차(ξ)의 크기가 기준 값(ξ_0)보다 클 경우, 최종 경로는 PTC_{min} 를 갖는 경로로 결정된다. 하지만 타 후보 경로의 PTC_{route}^j 와 PTC_{min} 의 차가 크지 않을 경우에는 경로 재설정에 필요한 비용인 $RRAC_{route}^j$ 를 고려하여 비용($COST^j$)이 가장 작은 경로를 선택한다.

$$PTC_{2nd} - PTC_{min} = \xi \quad (6)$$

$$COST^j = C_5 PTC_{route}^j + (1 - C_5) RRAC_{route}^j \quad (7)$$

(단, $j = 1, 2, \dots, m$)

$$Route_{temp} = \underset{j}{\operatorname{argmin}} \{ COST^1, \dots, COST^j, \dots, COST^m \} \quad (8)$$

수식 (6)과 같이 계산된 PTC_{min} 과 PTC_{2nd} 의 차(ξ)에 따라 $RRAC_{route}^j$ 의 적용 여부, 혹은 적용 범위를 결정하

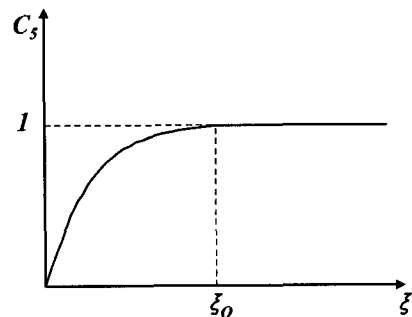


그림 1. ξ 값에 따른 가중치 C_5 의 크기 변화 곡선
Fig. 1. C_5 curve line according to the parameter ξ .

는 가중치 C_5 가 결정되고(수식 (6), 그림 1), 수식 (7)처럼 이를 이용한 후보 경로 j 의 경로 선택 비용($COST^j$)이 계산된다. 수식 (8)은 계산된 비용이 가장 작은 경로를 선택함을 보인다. C_5 는 그림 1의 에 따른 C_5 곡선에 의해 결정된다. C_5 곡선은 가 기준값(ξ_0) 이상일 경우 PTC_{route}^j 만을 경로 선택 비용으로 이용하며, 각 후보 경로의 PTC_{route}^j 가 비슷한 값을 가질수록 $RRAC_{route}^j$ 의 적용이 커짐을 의미한다.

3. 경로 유지 과정

제안된 ARROW는 LA의 경로 유지 기법을 사용한다. 선택된 경로를 사용하여 패킷의 전달이 이루어지면서, 각 중간 노드에서 패킷 전송 비용인 PTC_{node}^i 는 증가하게 된다. 경로상의 어느 중간 노드 PTC_{node}^i 의 증가량이 최대 경로 유지비용 증가량(δ) 이상이 될 경우 그 노드는 송신 노드로의 역방향으로 경로 에러 패킷을 전송한다. 이 패킷을 받은 수신 노드 사이의 중간 노드는 자신의 경로 캐시에 수신 노드로의 경로가 존재하면 그 경로를 그대로 사용하며, 존재하지 않는다면 송신 노드 쪽으로 다시 포워딩한다. 경로 캐시에 저장된 각 노드의 경로는 일정 시간 이내의 정보에 의한 것으로 캐시 내 경로는 실시간 경로 정보를 갖고 있는 것으로 가정한다. 따라서 네트워크 상황이 능동적일수록 캐시 내 경로 유지 시간은 짧아진다. 경로 에러 패킷을 받은 송신 노드가 수신 노드로의 또 다른 경로를 알지 못할 경우, 수신 노드는 RREQ 패킷을 이용한 경로 탐색 과정으로 들어가 최적 경로를 다시 찾기 시작한다.

본 논문에서 제안된 ARROW는 각 노드에서 패킷 전송 비용과 경로 재설정 비용을 계산하고, 이를 수신 노드로 전송한다. 수신 노드는 패킷 전송 비용만으로 최적 경로를 선택하기 어려울 때, 경로 재설정 비용을 이용하여 경로 재설정에 의한 라우팅 패킷 오버헤드가 작은 경로를 선택한다. 이 방법은 LA 기법의 장점을 그대로 살림과 동시에 라우팅 패킷에 의한 오버헤드를 줄여, 대역폭 및 에너지 효율성을 높일 수 있다. 경로 재설정 비용을 고려한 ARROW의 성능 검증을 위해 제IV장에서는 애드혹 네트워크의 모델과 성능 비교 항목을 소개하고, 제V장에서 예를 통한 성능 비교를 보인다.

IV. 애드혹 네트워크 모델

애드혹 네트워크에서 사용 중이던 경로를 중간 노드

의 증가된 비용을 기준으로 최적 경로를 다시 변경함으로써 라우팅의 부담을 분담하는 LA 기법은 경로 재설정 에 필요한 라우팅 패킷 오버헤드가 발생한다. 라우팅 패킷 오버헤드는 대역폭의 낭비와 각 노드의 파워 감소로 이어질 수 있으며, 결국 비효율적인 에너지 관리가 될 수 있다. 따라서 경로 재설정 비용을 고려한 제안된 알고리즘은 단지 패킷 전송 비용만을 고려한 알고리즘보다 우수한 네트워크 에너지 관리 성능을 보일 것이다. 본 장에서는 라우팅 부담을 분배하는 LA 기법에서 단점으로 지적된 오버헤드 측면에서 성능을 비교, 분석한다. 이를 위해 2차원 마코프 체인(Markov Chain)을 이용하여 애드혹 네트워크를 모델링하고, 모델 분석을 위한 파라미터를 소개한다. 또한, 모델 분석 결과를 바탕으로 한 성능 비교 항목을 정의한다.

1. 애드혹 네트워크 모델

LA 방법의 경로 유지 기법을 이용하는 애드혹 네트워크의 라우팅 패킷 오버헤드 측면의 성능을 분석하기 위해 그림 2의 네트워크 모델을 이용한다. 그림 2는 애드혹 네트워크가 안정된 상태에 있는 것으로 가정하여 그린 2차원 마코프 체인을 이용한 네트워크 모델이다. 또한 표 1은 그림 2의 마코프 체인에서 이용된 파라미터를 정의한다. 본 논문에서 소개하는 애드혹 네트워크 모델은 네트워크 내에 존재하는 세션 수와 경로 재설정 단계 중인 세션 수에 따른 상태(state)들로 구성된다. 애드혹 네트워크는 세션이 존재하지 않는 경우와 세션이 존재하는 경우로 모델링할 수 있으며, 세션이 존재

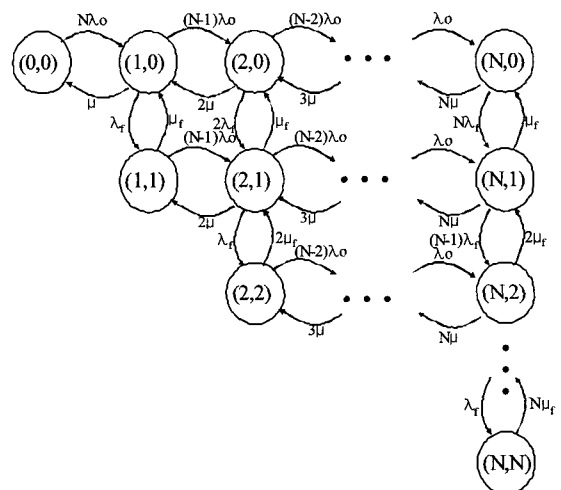


그림 2. 2차원 마코프 체인을 이용한 애드혹 네트워크 모델

Fig. 2. Ad hoc network model using 2-dimensional markov chain.

하는 경우 또다시 경로 재설정 단계 중인 세션의 수에 따라 몇 개의 상태로 구분 할 수 있다. 각 세션은 경로 재설정 단계에 있는 중에도 데이터 패킷이 전송 중이며, 경로 재설정 완료 후에 즉시 새로운 경로로 데이터 패킷을 전송할 수 있다. 따라서 그림 2의 모델을 생각해 볼 수 있다.

그림 2의 네트워크 모델을 설명하기 위하여 상태(i,j)를 다음과 같이 정의한다. 각 상태를 구별하는 i와 j는 네트워크 내에 존재하는 세션의 수와 경로 재설정 단계에 있는 세션의 수를 각각 의미한다. 따라서 경로 재설정 단계에 있는 세션의 개수(j)는 네트워크 내의 총 세션의 개수(i)보다 클 수 없다. 모델에서 네트워크는 N개의 노드로 구성되며, 각 노드는 1개의 세션만을 발생시킬 수 있는 것으로 가정한다. 즉 각각의 노드는 1개의 세션을 위한 송신 노드가 될 수 있으며, 동시에 여러개의 세션을 위한 수신 노드가 될 수 있다. 또한 중간 노드로써 동작 가능한 세션의 수는 제한이 없다. 따라서 성능 분석에 사용된 애드혹 네트워크에서는 모든 노드가 송신 노드로써 세션을 생성했을 경우 최대 N개의 세션이 존재할 수 있다. 즉, $N \geq i \geq j \geq 0$ 의 값을 갖는다. 만약, 노드 당 발생 가능 세션 수를 2개, 3개로 가정한다면, 최대 세션 수는 2N, 3N으로 설정된다. 이론상 각 노드는 무한개의 세션을 발생시킬 수 있으며, 모델은 무한개의 상태를 갖는 2차원 마코프 체인으로 그려진다. 이와 같은 경우 소개된 모델은 확장 적용이 가능하다.

상태 (i,j)에서부터 상태 (N,i)까지의 상태 관계는 M/M/m/m/N 큐잉 시스템으로 모델링된다. 각 세션의 발생률과 지속 시간은 각각 λ_o 와 $T_{session} = 1/\mu$ 을 평균으로 하는 지수함수 곡선(exponential distribution)을 따른다고 가정한다. 또한 네트워크에서 발생할 수 있는 세션의 총수는 N으로 가정했기 때문에 유한개의 코스트머(discouraged arrivals)를 갖는 시스템으로 볼 수 있다. 상태 (i,0)에서 상태 (i,i)까지의 상태 관계 역시

M/M/m/m/N 큐잉 시스템으로 모델링 될 수 있다. 각 세션에서 경로 재설정 발생률과 경로 재설정 단계의 지속 시간을 각각 평균 λ_f 와 $1/\mu_f$ 을 따르는 지수함수 곡선(exponential distribution)으로 가정하고, 경로 재설정 단계에 돌입된 세션의 수(j)는 유한개(최대 i)로 제한된다. 상태(i,j)의 확률을 $\pi(i,j)$ 으로 표현할 때, 각 상태에 있을 확률을 구하기 위해 마코프 체인으로부터 다음 식들을 유도할 수 있다.

$$\begin{aligned} \pi(i,j) \cdot \{i\mu + (N-i)\lambda_o + j\mu_f + (i-j)\lambda_f\} \\ = \pi(i-1,j) \cdot (N-i+1)\lambda_o + \pi(i,j-1) \cdot (i-j+1)\lambda_f \\ + \pi(i+1,j) \cdot (i+1)\mu + \pi(i,j+1) \cdot (j+1)\mu_f \end{aligned} \quad (9)$$

(단, $i > j > 0$)

$$\begin{aligned} \pi(i,j) \cdot \{i\mu + (N-i)\lambda_o + i\lambda_f\} \\ = \pi(i-1,j) \cdot (N-i+1)\lambda_o \\ + \pi(i+1,j) \cdot (i+1)\mu + \pi(i,j+1)\mu_f \end{aligned} \quad (10)$$

(단, $i \neq j = 0$)

$$\begin{aligned} \pi(i,j) \cdot \{i\mu_f + (N-i)\lambda_o\} \\ = \pi(i,j-1) \cdot \lambda_f + \pi(i+1,j) \cdot \mu \end{aligned} \quad (11)$$

(단, $i = j \neq 0$)

$$\begin{aligned} \pi(i,j) \cdot N\lambda_o = \pi(i+1,j) \cdot \mu \end{aligned} \quad (12)$$

(단, $i = j = 0$)

$$\begin{aligned} \pi(i,j) \cdot N\{\mu + \lambda_f\} = \pi(i-1,j) \cdot \lambda_o + \mu_f \pi(i,j+1) \end{aligned} \quad (13)$$

(단, $i = N, j = 0$)

$$\begin{aligned} \pi(i,j) \cdot \{j\mu_f + N\mu + (N-j)\lambda_f\} \\ = \pi(i,j-1) \cdot (N-j+1)\lambda_f + \pi(i-1,j)\lambda_o \\ + \pi(i,j+1) \cdot (j+1)\mu_f \end{aligned} \quad (14)$$

(단, $i = N, N > j > 0$)

$$\begin{aligned} \pi(i,j) \cdot N\mu_f = \pi(i,j-1) \cdot \lambda_f \end{aligned} \quad (15)$$

(단, $i = j = N$)

$$\sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^i \pi(i,j) = 1 \quad (16)$$

표 1. 네트워크 모델을 위한 파라미터
Table 1. Parameters for the network model.

파라미터	정의
N(개)	애드혹 네트워크 구성 노드 수
λ_o (session/s)	각 노드의 세션 발생률
$T_{session} = 1/\mu$ (s)	평균 세션 지속 시간
λ_f (session/s)	세션의 경로 재설정 발생률
$T_{re-route} = 1/\mu_f$ (s)	경로 재설정 처리 시간

2. 주요 파라미터의 결정

앞에서 핸드오프 모델의 분석을 위해 고려되어야 할 주된 파라미터 중에서 경로 재설정 발생률과 경로 재설정 처리 시간에 대한 고찰이 요구된다. 알고리즘에 따른 경로 재설정 단계 발생률 값을 유도하기는 매우 힘들기 때문에 본 논문에서는 각 알고리즘의 경로 재설정 발생률을 시뮬레이션에 의한 평균값으로 대체하도록 한다.

가. 경로 재설정 발생률(λ_f)의 계산

하나의 세션이 경로 재설정 단계로 돌입하는 속도(rate)를 의미하는 경로 재설정 발생률(λ_f)은 시뮬레이션에 의한 평균적인 결과값을 이용한다. 수신 노드는 매 경로 탐색과 재설정 과정에서 $RRAC_{route}^j$ 를 고려한 경로 선택이 이루어지도록 평균적으로 5개의 후보 경로를 제시받는 것으로 가정한다. 이들 경로의 ξ 는 모두 ξ_0 보다 작은 값을 갖으며, 수식 (8)에 의해 경로 선택이 이루어진다. 후보 경로들의 RLT_{route}^j 는 평균 100(s)을 갖는 지수 곡선을 따르는 것으로 가정한다. 경로 재설정 발생률은 RLT_{route}^j 의 역수로 정의되며, 결국 $RRAC_{route}^j$ 와 동일한 값을 갖는다. 표 2는 시뮬레이션으로 도출된 알고리즘 별 λ_f 를 정리한 것이다. 표 2는 본 논문에서 제안된 ARROW 이외에 경로 재설정 비용이 제외된 상황에서 패킷 전송 비용만을 고려하여 경로를 선택했을 때 평균적으로 얻어지는 경로 재설정 발생률(average)과 경로 재설정 비용이 큰 경로를 계속 선택했을 경우(worst)의 경로 재설정 발생률을 보인다.

나. 경로 재설정 발생률(λ_f)의 계산

2차원 마코프 체인으로 모델링된 애드혹 네트워크를 분석하기 위하여 경로 재설정 단계 처리 시간($T_{re-route} = 1/\mu_f$)을 계산한다. 송신노드에서 최대 홉수를 갖는 노드까지의 평균 홉 수(K)와 송신노드와 수신노드의 평균 홉 수(H), 그리고 동일한 ID의 RREQ 패킷을 수집하기 위한 대기 시간(Q)을 정의 한다. 또한 각 노드가 Queuing delay, transmission delay, propagation delay, processing delay 등 1개의 패킷을 처리하는데 요구되는 평균시간(W)을 정의할 때, 중간노드에서 RREQ를 처리하는데 필요한 평균시간(Q+W)을 계산할 수 있다. 따라서 ERROR, RREQ, RREP 패킷에 의한 경로 재설정 과정 처리 시간은 수식 (17)과 같다. 경로 재설정 처리 시간은 ERROR 패킷의 평균적

표 2. 시뮬레이션에 의한 알고리즘 별 경로 재설정 발생률(단, 일반적인 LA 방법은 경로 재설정 비용이 고려되지 않음)

Table 2. The route re-establishment rate according to algorithms (However, general LA method does not consider RRAC).

구분	ARROW	일반적인 LA(average)	일반적 LA(worst)
λ_f	0.004376	0.010524	0.048913

인 전송 시간(HW/2)과 RREQ의 브로드캐스팅 시간(K(Q+W)), 그리고 수신 노드에서부터 송신 노드로 전송되어 최적 경로를 알려주는 RREP 패킷 전송 시간(HW)의 합으로 계산된다.

$$T_{re-route} = 1/\mu_f = \frac{3H}{2}W + K(Q+W) \quad (17)$$

3. 성능 비교 항목

네트워크 내에 존재하는 세션 수와 경로 재설정 단계에 돌입한 세션 수의 조합으로 이루어진 각 상태에 존재할 확률을 이용하여 알고리즘의 성능을 비교 분석한다. 각 알고리즘은 경로 재설정 단계 발생률(λ_f)에 따라 다음에서 보여줄 비교 항목에서 성능 차가 발생한다.

가. 단위 시간당 전송된 시그널링 패킷 수(PKT_{net})

네트워크에서 시간당 전송된 라우팅 패킷 수(PKT_{net})는 애드혹 네트워크 내에서 경로 재설정에 의한 패킷이 단위 시간당 몇 개가 전송되었는가를 의미한다. 따라서 네트워크 크기나 세션 발생률 등의 네트워크 상황이 동일할 경우 비교 항목의 값이 커질수록 비효율적인 경로 재설정이 이루어지며, 대역폭의 낭비, 패킷 전송에 의한 에너지 소모 등이 발생한다.

ERROR, RREQ, 그리고 RREP 패킷으로 일련의 경로 재설정 단계를 수행하는 LA 방법에서 1회의 경로 재설정 단계에서 평균적인 라우팅 패킷 전송 횟수(RP: Routing Packet)는 다음과 같다. 임의의 중간 노드에서 송신 노드로 전달되는 ERROR 패킷의 평균 전송 횟수(H/2), 플러딩을 기반으로 하여 노드 수와 동일한 값을 갖는 RREQ 패킷의 전송 횟수(N), 그리고 수신 노드에서 송신 노드로 전송되는 RREP 패킷의 전송 횟수(H)의 합으로 계산되며, 수식 (18)과 같다.

$$RP = N + \frac{3}{2}H \quad (18)$$

따라서 1개의 세션이 경로 재설정 단계로 돌입했을 때, 단위시간당 라우팅 패킷 전송 수(PKT_{session})는 다음과 같다.

$$PKT_{session} = \frac{RP}{T_{re-route}} = \frac{2N + 3H}{3HW + 2K(Q+W)} \quad (19)$$

네트워크 내의 단위 시간당 평균적인 라우팅 패킷 수

(PKT_{net})는 수식 (19)로 계산된 1개의 경로 재설정 단계 중인 세션에서 단위 시간당 전송되는 라우팅 패킷의 수 ($PKT_{session}$)와 네트워크 내 존재하는 경로 재설정이 진행 중인 세션의 평균수의 곱으로 계산된다. 이는 수식 (20)과 같다.

$$PKT_{net} = PKT_{session} \cdot \sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^i j \cdot \pi(i, j) \quad (20)$$

나. 단위 시간당 시그널링 패킷 비율

네트워크 내의 단위 시간당 라우팅 패킷 수 (PKT_{net})와 트래픽 패킷 수의 비율로 정의 되는 단위 시간당 라우팅 패킷 비율(RDR: Routing-to-Data packet Ratio)을 비교한다. 라우팅 패킷의 전송 횟수는 수식 (20)으로 계산되며, 데이터 트래픽의 패킷 전송 횟수는 네트워크 내에 존재하는 평균 세션 수(M), 패킷 전송률(α)(packets/s), 그리고 송신 노드와 수신 노드의 평균 흡수(H)의 곱으로 계산된다. M은 그림 2의 마코프 체인 분석에 의해 계산된다. 단위 시간당 라우팅 패킷 비율이 높은 값을 취할수록 오버헤드가 큰 경우이며, 비효율적인 에너지 관리가 발생한다.

$$RDR = \frac{PKT_{net}}{\alpha HM} = \frac{PKT_{session} \cdot \sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^i j \cdot \pi(i, j)}{\alpha H \sum_{i=0}^N \sum_{j=0}^i i \cdot \pi(i, j)} \quad (21)$$

다. 애드혹 네트워크 수명

기존의 연구에서 네트워크 수명의 정의는 매우 다양하다. 예를 들어, 네트워크 내의 노드 중 처음으로 에너지가 고갈된 노드가 발생한 시간이나 네트워크의 분단 발생 시간, 혹은 노드의 일정량 이상의 노드에서 라우팅 기능 지원이 불가능할 때까지의 시간 등이 그것이다. 본 논문에서는 네트워크 수명의 정의 중 하나인 각 노드의 에너지 소모량이 임의의 경계선 이상으로 증가하여 어떠한 패킷도 전송할 수 없을 때로 정의한다. 즉 네트워크를 구성하는 어떠한 노드도 더 이상 패킷을 전송할 수 없을 경우 애드혹 네트워크는 더 이상 존재할 수 없다.

그림 2에서 상태(i,j)는 i개의 활성 세션(active session)에 대한 패킷 전송과 j개의 경로 재설정 세션에 의한 라우팅 패킷만으로 에너지 소비가 발생하는 것으

로 가정한다. 따라서 전체 네트워크에서 평균적인 시간당 에너지 소모율($E_{spending-rate}$)은 다음과 같다. 여기서 β_1, β_2 는 각각 라우팅 패킷과 데이터 패킷을 전송 및 처리하는 데 소모되는 에너지이다.

$$E_{spending-rate} = \beta_1 PKT_{net} + \alpha \beta_2 HM \quad (22)$$

네트워크 내의 모든 노드가 패킷 전송을 위한 에너지를 모두 소모할 때까지의 시간인 네트워크 수명은 초기 네트워크 에너지와 시간당 에너지 소모율($E_{spending-rate}$)의 비와 같다. 초기 네트워크 에너지는 각 노드의 초기 에너지($E_{initial}$, 단 i는 네트워크에 속하는 임의의 노드)의 총합과 같다. 본 논문에서는 네트워크 생성 시 모든 노드가 동일한 에너지를 갖고 있다고 가정하며, 네트워크 수명(LifeTime)은 수식 (23)처럼 계산된다.

$$Life\ Time = \frac{\sum_{i \in Net} E_{initial}^i}{E_{spending-rate}} \quad (23)$$

V. 성능 분석

본 장에서는 몇 가지 네트워크 상황을 가정 한 시나리오를 소개하고 제4장에서 소개한 애드혹 네트워크 모델을 이용하여 ARROW와 경로 재설정 비용을 고려치 않고 패킷 전송 비용만을 이용했을 경우 평균적인 성능(average)과 최악의 성능(worst)을 비교한다.

1. 네트워크 시나리오

각 노드에서 발생하는 세션의 평균 지속 시간은 1,000(s)이며, exponential distribution을 따른다. 데이터 전송 속도는 CBR(Constant Bit Rate)을 따르는 5(packets/s)이며, 한 노드에서의 패킷 처리 시간은 0.003(s), 동일 ID의 RREQ 수집 시간은 0.5(s)로 가정한다. 각 송신노드에서 네트워크에 존재하는 임의의 노드 중 최대 흡수를 갖는 노드까지의 평균 흡수(K)와 송신노드와 수신노드의 평균 흡수(H)는 네트워크를 구성하는 노드 수(N)에 따라 각각 다른 값을 갖는데, 본 논문에서는 $k \times k$ 의 정사각 애드혹 네트워크를 이용한 시뮬레이션으로 이들 파라미터를 구했다. 송, 수신 노드를 임의적으로 선택하여 네트워크 크기에 따라 구해진 K와 H의 평균값은 표 3과 같다. 표 4는 성능 분석을 위해 정의된 파라미터의 가정 값을 정리한 것이다.

표 3. 시뮬레이션에 의한 네트워크 크기별 H, K의 값

Table 3. The parameter H and K from simulations.

네트워크 크기	25개	36개	49개
H	3.494	4.173	4.775
K	6.418	8.077	9.429

표 4. 성능 분석을 위한 파라미터 가정 값

Table 4. Parameter values for performance analysis.

기호	구분	가정 값
N	네트워크 크기	20
α	전송속도(packet/s)	5(CBR)
H	송수신 간 평균 홉 수(hop)	(참조)표3
K	송신 노드로부터 최대 홉 수(hop)	(참조)표3
Q	RREQ 패킷 수집 시간(s)	0.5
W	패킷 처리 시간(s)	0.003
$T_{session}$	세션 평균 길이(s)	1,000
β_1	라우팅 패킷 처리 소모 에너지량	1
β_2	데이터 패킷 처리 소모 에너지량	1
$E_{initial}^i$	노드의 초기 에너지량	100,000

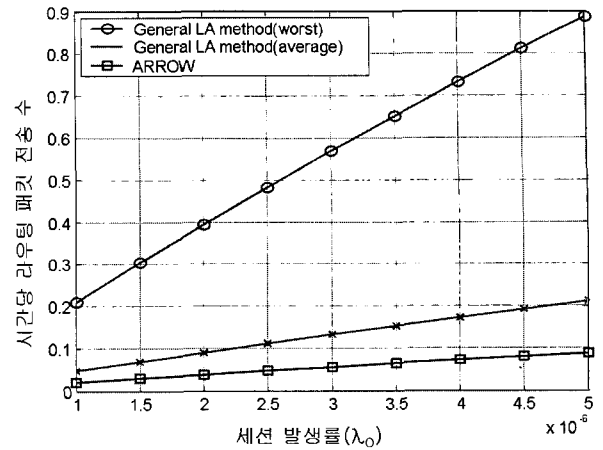
표 5. 단위 시간당 라우팅 패킷 비율(RDR)

Table 5. The routing packet and data packet ratio per second(RDR).

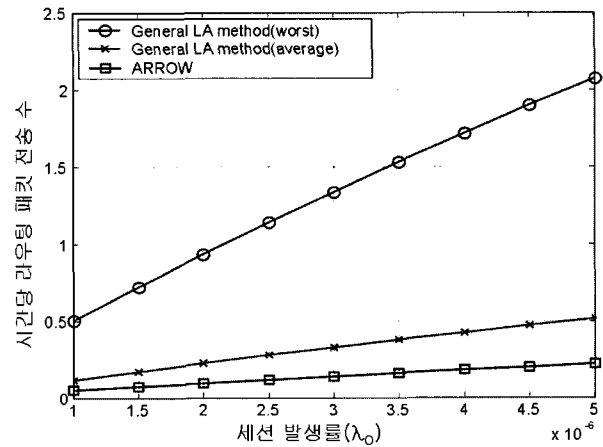
네트워크 크기(개)	ARROW	일반 LA (average)	일반 LA (worst)
25	0.18505(%)	0.44621(%)	1.8104(%)
36	0.19077(%)	0.44777(%)	1.8092(%)
49	0.19086(%)	0.44621(%)	1.7662(%)

2. 시간당 전송된 시그널링 패킷 비교

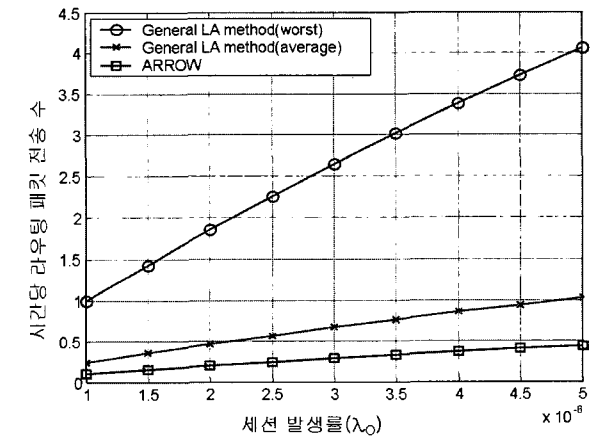
그림 3은 노드당 세션 발생률에 따른 단위 시간당 전송된 라우팅 패킷 수의 평균값을 그린 그래프이다. 비교된 알고리즘은 본 논문에서 제안한 ARROW와 경로 재설정 비용이 고려되지 않은 LA 알고리즘(General LA method)의 평균 성능(average)과 최악의 경우(worst) 보일 수 있는 성능을 비교했다. 단위 시간당 라우팅 패킷 전송 횟수를 비교함으로써 대역폭의 효율성과 라우팅 패킷에 의한 에너지 소모량 등을 예측 가능하다. 그림 3의 (a)는 네트워크를 구성하는 노드 수가 25개일 때, 단위 시간당 평균 라우팅 패킷 수에 대한 ARROW의 성능이 보다 뛰어남을 보인다. 또한, 단위 시간당 데이터 패킷 수와 라우팅 패킷 수의 비를 나타내는 RDR은 RRAC가 고려되지 않은 경로 선택 알고리즘의 평균(average)이 ARROW보다 2배 이상 성능 차를 보인다. 계속적으로 경로 재설정 비용이 높은 경로



(a) 네트워크 구성 노드 수 25개
(a) The number of nodes is 25.



(b) 네트워크 구성 노드 수 36개
(b) The number of nodes is 36.



(c) 네트워크 구성 노드 수 49개
(c) The number of nodes is 49.

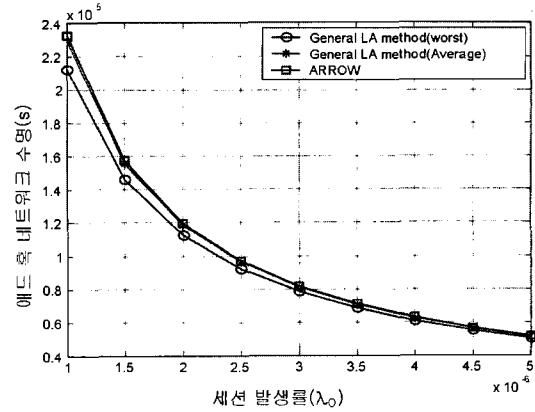
그림 3. 각 노드의 세션 발생률에 따른 단위시간당 전송된 라우팅 패킷 수

Fig. 3. The number of routing packets per second and session originating rate.

를 선택했을 경우(worst) 라우팅 패킷 비율은 최대 9배 이상까지 성능 차를 보인다(표 5). 그림 3의 (b), (c)는 노드 수가 36, 49개로 증가했을 경우 노드의 세션 발생률에 따른 단위 시간당 발생하는 라우팅 패킷 수의 성능을 보인다. 노드 수가 증가하여 네트워크 크기가 커짐에 따라 1회의 재설정 과정이 진행되는 동안에 요구되는 라우팅 패킷 수가 커지고 네트워크 전체적인 세션 발생률이 증가했기 때문에 시간당 전송된 라우팅 패킷 수는 노드 수는 25개인 경우 보다 큰 폭으로 증가했다. 하지만 이 경우에 있어서도 제안된 알고리즘은 최대 9 배 이상의 성능 향상을 보인다.

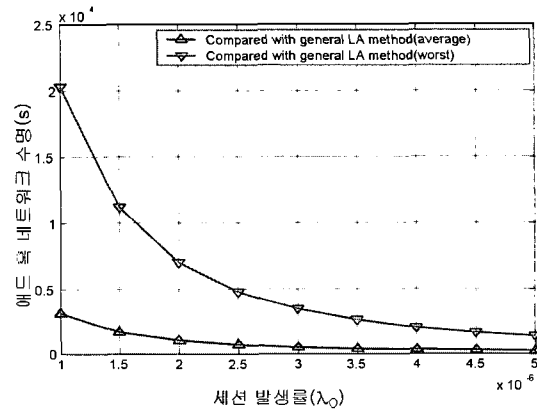
3. 애드혹 네트워크 수명

그림 4는 수식 (23)에 의해 계산된 노드의 평균적인 세션 발생률에 따른 네트워크의 수명을 그린 그래프이다. 본 논문에서 제안된 ARROW는 경로 재설정 과정에서 요구되는 라우팅 패킷의 부담을 줄이는 역할을 하며, 이는 곧 에너지 효율성이 증시되는 애드혹 네트워크의 수명을 연장시키는 기능을 한다. 그림에서 볼 수 있듯이, ARROW가 적용된 네트워크는 전반적으로 수명이 증가했음을 알 수 있다. 세션 발생률이 점차 커짐에 따라 데이터 패킷 전송에 요구되는 에너지의 양이 커지며, 상대적으로 적은 라우팅 패킷 전송에 의한 에너지 소모량은 상대적으로 미비한 영향을 끼친다. 따라서 λ_0 가 증가함에 따라 라우팅 패킷 오버헤드 감소에 의한 네트워크 수명 연장 효과는 줄어든다. 하지만, 세션 발생률이 낮을 경우 ARROW의 적용에 의한 네트워크 수명 연장 효과는 매우 크다. 세션 발생률이 1×10^{-6} 일 경우, ARROW는 25개의 노드로 구성된 애드혹 네트워크에서 약 $2.3 \times 10^5 (s) \approx 64.6 (h)$ 의 시간동안 네트워크가 유지된다. 이 시간은 RRAC가 고려되지 않은 LA의 경로 선택 알고리즘보다 평균 $3,049 (s) \approx 51 (m)$, 최대 $20,323 (s) \approx 5.65 (h)$ 이 연장된 시간이다. 세션 발생률이 5×10^{-6} 인 경우, ARROW는 $51,400 (s) \approx 14.27 (h)$ 의 네트워크 수명을 가지며, 타 알고리즘 보다 평균 $188 (s) \approx 3.13 (m)$, 최대 $1,326 (s) \approx 22.1 (m)$ 이 증가된다. 노드의 세션 발생률에 따라 제안된 알고리즘의 네트워크 수명 연장 측면에서의 성능 향상이 크게 감소하는 이유는 네트워크 내의 평균 세션 개수가 증가함에 따라 방대한 데이터 트래픽에 의한 에너지 소모량에 비해 라우팅 패킷 감소에 의한 에너지 효율성



(a) 라우팅 패킷과 데이터 패킷으로 에너지 소모가 발생하는 애드혹 네트워크에서 세션 발생률에 따른 애드혹 네트워크 수명

(a) The lifetime of ad hoc networks consuming network energy only by routing packets and data packets according to session generation rate.



(b) ARROW가 적용된 애드혹 네트워크와 RRAC 비용이 고려되지 않은 일반적인 LA 기법의 수명 비교 시 제안된 알고리즘의 연장된 수명

(b) The extended lifetime of ARROW compared with general LA method considering only PTC.

그림 4. 애드혹 네트워크 모델 분석에 따른 각 알고리즘의 수명과 제안된 알고리즘의 연장된 네트워크 수명(노드 수 25개)

Fig. 4. The network lifetime of each algorithm and the extended lifetime of ARROW by the model analysis(25 nodes).

향상이 미비하기 때문이다. 하지만 세션 발생률이 낮은 네트워크 상황에서 제안된 알고리즘은 매우 큰 효과를 보임을 알 수 있다.

VI. 결 론

본 논문에서는 기존의 경로 선택 알고리즘 및 경로 유지 기법과 함께 경로 선택 과정에서 에너지 관련 파

라미터를 효율적으로 적용하는 패킷 전송 비용을 소개했다. 또한 기존 경로 재설정 알고리즘에서 고려치 못했던 라우팅 패킷 오버헤드에 의한 경로 재설정 비용을 고려하여 경로 재설정 단계 횟수를 줄임으로써 에너지 효율을 높인 경로 선택 알고리즘(Algorithm for Route Re-acquisition with Overhead Weakener, ARROW)을 제안하였다. ARROW는 경로 재설정에 의한 라우팅 패킷에 대한 비용을 각 노드에서 계산하여 수신 노드로 전송하고, 패킷 전송 비용만으로 에너지 효율적인 경로를 선택하기 어려운 경우 이를 적용하여 오버헤드가 최소가 되는 경로를 선택함으로써 네트워크 수명을 연장시킨다. 특히 제안된 알고리즘은 라우팅 패킷 오버헤드가 비교적 큰 고밀도, 대규모 애드혹 네트워크일수록 뛰어난 성능을 보일 것으로 예상되며, 경로 재설정 과정이 여러 번 요구되는 비교적 긴 세션일 때 라우팅에 의한 편중된 에너지 소모를 막고 시그널 패킷에 의한 네트워크의 부담을 줄일 수 있다.

본 논문에서는 라우팅 패킷 오버헤드를 줄이기 위해 새로운 비용 계산 파라미터인 경로 유지 시간(Route LifeTime) 개념을 도입했다. 경로 유지 시간은 경로 선택 과정 당시 각 노드에서 라우터 기능 지원 시간을 현재 노드 상황을 적절히 적용하여 추정한다. 경로 선택 과정에서 추정된 경로 유지 시간을 이용한 경로 재설정 비용의 사용은 재설정 과정에서 요구되는 라우팅 패킷의 네트워크 부담을 줄여 네트워크 수명을 늘릴 수 있다. 본 논문에서는 2차원 마코프 체인의 애드혹 네트워크 모델을 이용한 수학적 접근법으로 제안된 알고리즘의 성능을 분석하였다. 제안된 알고리즘은 단위 시간당 라우팅 시그널링 패킷 전송 횟수, 데이터 패킷과 라우팅 패킷의 전송 횟수 비율, 애드혹 네트워크 수명 측면에서 우수한 성능을 보임을 확인했다. 결과적으로 경로 재설정 비용을 감안한 경로 선택 알고리즘에서는 네트워크 에너지 효율성이 높은 것으로 나타났다. 데이터 패킷 전송에 요구되는 에너지가 상대적으로 적은 경우인 네트워크 내 존재하는 세션의 수가 적을 때 그 성능차는 커진다. 또한 큰 규모의 네트워크일수록 경로 재설정 비용이 커지고 세션 길이가 길어질수록 재설정 단계의 발생 확률이 커지기 때문에, 제안된 알고리즘은 보다 효율적일 것으로 예상된다.

본 논문에서는 에너지 효율성을 높이는 경로 선택에 있어서 경로 재설정 비용에 대한 개념과 이를 이용한 경로 선택 기법, 그리고 프로토콜 성능 확인에 중점을 두고 서술하였다. 앞으로의 연구에서 세션 길이, 네트워크

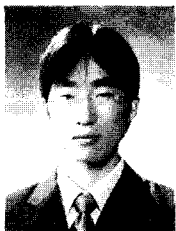
크기 등의 각 네트워크 환경에 맞는 최대 경로 유지 비용 증가량(δ)의 결정 방법, 실시간으로 요구되는 비용의 캐시 갱신 및 활용 기법, 비용을 결정하는 가중치 요소의 설정 방법, RRAC를 적용하기 위한 파라미터(ξ_0)의 결정 방법 등이 계속적으로 연구되어야 할 것이다.

참 고 문 헌

- [1] Elizabeth M. Royer and Chai-Keong Toh, "A Review of Current Routing Protocols for Ad Hoc Mobile Wireless Networks," IEEE Personal Communications, vol. 6, pp. 46-55, 1999. 4.
- [2] Jyoti Raju and J.J.Garcia-Luna-Aceves, "A Comparison of On-Demand and Table Driven Routing for Ad-Hoc Wireless Networks," Proc. IEEE ICC, 2000. 6.
- [3] 권혜연, 신재욱, 이병복, 최지혁, 남상우, 임선배, "이동 Ad Hoc 네트워크 기술 동향," 전자통신동향 분석 제18권 제2호 2003. 4.
- [4] Taichi Yuki, Takayuki Yamamoto, Masashi Sugano, and Masayuki Murata, Hideo Miyahara, and Takaaki Hatauchi, "Improvement of TCP Throughput by Combination of Data and ACK Packets in Ad Hoc Networks," IEICE Trans. Commun., vol. E87-B, no. 9, pp. 2493-2499, 2004. 9.
- [5] Yang Xiao and Yi Pan, "Differentiation, QoS guarantee, and optimization for real-time traffic over one-hop ad hoc networks," IEEE Trans. Parallel and Distributed Systems, vol. 16, issue. 6, pp. 538-549, 2005. 6.
- [6] Baoxian Zhang and Mouftah, H.T., "QoS routing for wireless ad hoc networks: problems, algorithms, and protocols," IEEE Comm. Mag. Vol. 43, issue. 10. pp. 110-117, 2005. 10.
- [7] Li Layuan and Li Chunlin, "A QoS multicast routing protocol for mobile ad-hoc networks," IEEE Con. ITCC 2005. Vol. 2, pp. 609-614. 2005. 4.
- [8] Tomyuki Ohta, Munehiko Fujimoto, Ryotaro Oda, and Yoshaki Kakuda, "A Class of Hierarchical Routing Protocols Based on Autonomous Clustering for Large Mobile Ad Hoc Networks," IEICE Trans. Commun., vol. E87-B, no. 9, pp. 2500-2510, 2004. 9.
- [9] 신일희, 이채우, "애드혹 네트워크에서 패킷 전송 비용과 경로 재설정 비용을 고려한 경로 선택 알고리즘," 대한전자공학회 논문지 제41권 TC편 제6호, pp. 49-58, 2004. 6.
- [10] Xiaoyan Hong, Kaixin Xu and Mario Gerla,

- “Scalable Routing Protocols for Mobile Ad Hoc Networks,” IEEE Network, vol. 16, pp. 11-21, 2002. 7-8.
- [11] Wei-Ho Chung, “Probabilistic Analysis of Routes on Mobile Ad Hoc Networks,” IEEE Communications Letters, vol. 8, Issue. 8, pp. 506-508, 2004. 8.
- [12] George Aggelou, “Mobile Ad Hoc Networks from wireless LANs to Networks,” Mcgraw Hill, 2005.
- [13] Moustafa A. Youssef, Mohamed F. Younis and Khaled A. Arisha, “Performance Evaluation of an Energy-Aware Routing Protocol for Sensor Networks,” Proc. ICWN, 2002. 6.
- [14] Mohamed Younis, Moustafa Youssef and Khaled Arisha, “Energy-Aware Routing in Cluster-Based Sensor Networks,” Proc. IEEE MASCOTS 02, pp. 129-136. 2002. 10.
- [15] Sheetakumar Doshi, Shweta Bhandare and Timothy X Brown, “An On-demand Minimum Energy Routing Protocol for a Wireless Ad Hoc Network,” Mobile Computing and Communications Review, vol. 6, no. 2, 2002. 7.
- [16] Kentaro Tsudaka, Masanobu Kawahara, Akira Matsumoto and Hiromi Okada, “Power Control Routing for Multi Hop Wireless Ad-hoc Network,” GLOBECOM01, vol:5, pp. 2819-2924, 2001. 11.
- [17] Eun-Sun Jung and Nitin H. Vaidya, “Power Control in Multi-Hop Wireless Networks,” Technical Report, 2002. 3.
- [18] Martin Mauve and Jorg Widmer, “A Survey on Position-Based Routing in Mobile Ad Hoc Networks,” IEEE Network, vol. 15, pp. 30-39. 2001. 11-12.
- [19] Morteza Maleki, Karthik Dantu and Massoud Pedram, “Power-aware Source Routing Protocol for Mobile Ad Hoc Networks,” Proc. ISLPED 2002, pp. 72-75, 2002.
- [20] Ian F. Akyildiz, Weilian Su, Yogesh Sankarasubramaniam and Erdal Cayirci, “A Survey on Sensor Networks,” IEEE Communications Magazine, pp. 102-114, 2002. 8.
- [21] Dongkyun Kim, J.J. Garcia-Luna-Aceves and Katia Obraczka, “Performance Analysis of Power-Aware Route Selection Protocols in Mobile Ad Hoc Networks,” Proc. IEEE Networks 2002, 2002. 8.
- [22] C-K Toh, “Maximum Battery Life Routing to Support Ubiquitous Mobile Computing in Wireless Ad Hoc Networks,” IEEE Communications Magazine, vol. 39, pp. 138-147, 2001. 6.

저 자 소 개



신 일 희(정회원)
 2003년 아주대학교 전자공학과
 학사 졸업.
 2005년 아주대학교 전자공학과
 석사 졸업.
 2005년 3월~현재 (주) LG전자
 <주관심분야 : Internet QoS,
 Ubiquitous networking. Mobility Management>



최 진 철(학생회원)
 2005년 아주대학교 전자공학과
 학사 졸업.
 2007년 아주대학교 전자공학과
 석사 졸업.
 2007년 3월~현재 아주대학교
 전자공학과 박사과정.
 <주관심분야 : WSN, MANET, RFID, Traffic
 Engineering>



이 채 우(정회원)
 1985년 서울대학교 제어계측
 학사 졸업.
 1988년 한국과학기술원
 전자공학과 석사 졸업.
 1995년 University of Iowa 박사
 졸업.
 1985년 1월~1985년 12월 (주)금성통신 연구원.
 1988년 9월~1999년 3월 한국통신 선임연구원.
 1999년 3월~2001년 9월 Lucent Technologies
 Korea 이사.
 2001년 9월~2002년 2월 한양대학교 겸임교수
 2002년 3월~현재 아주대학교 전자공학과
 부교수.
 <주관심분야 : 광대역 통신망, Ubiquitous
 networking, Traffic Engineering>