

모바일 애드혹 네트워크에서 클러스터의 페어 헤드 노드를 이용한 향상된 CBRP

김창진[†], 김우완^{**}, 장상동^{***}

요 약

모바일 애드혹 네트워크(MANET: Mobile Ad-hoc NETwork)에서는 노드의 잦은 이동으로 네트워크 토폴로지 변화가 역동적으로 변하는 특성을 가지고 있다. 따라서 네트워크의 변화에 효과적으로 대응 할 수 있는 안정성이 우수한 라우팅 경로 설정 프로토콜이 필요하다. 기존의 클러스터 기반 라우팅 프로토콜(CBRP: Cluster Based Routing Protocol)은 클러스터 헤드 노드의 재선출로 인한 라우팅 지연 오버헤드가 발생한다. 또한 라우팅에 필요한 라우팅 테이블의 정보가 한 홉 반경으로만 국한되는 문제가 있다. 본 논문에서 제안하는 PCBRP는 기존의 CBRP의 클러스터를 한 쌍의 페어로 묶어 기존의 클러스터 보다 반경이 큰 페어 클러스터를 만들어, 한 쌍의 클러스터 헤드 노드가 멤버 노드를 관리하고 운용 한다. 기존의 CBRP에서는 클러스터 헤드 노드가 더 이상 헤드 노드의 역할을 수행하지 못할 경우 헤드 노드의 재선출로 인한 지연이 생기는데, PCBRP에서는 헤드 노드의 역할을 수행하지 못하는 헤드 노드의 역할을 페어 클러스터의 다른 헤드 노드가 대신하여 멤버 노드의 라우팅을 수행함으로써 라우팅 지연을 감소시킨다. 또한 PCBRP는 한 쌍의 클러스터에 속한 멤버 노드에 대한 라우팅 테이블 정보가 페어 클러스터 범위로 확장되어 경로요청으로 인한 지연을 감소시킨다.

Improved Cluster-Based Routing Protocol Using Paired-header of Cluster in The Mobile Ad-Hoc Network

Changjin Kim[†], Wu Woan Kim^{**}, Sangdong Jang^{***}

ABSTRACT

In MANET, the frequent movement of nodes causes the dynamic network topology changes. Therefore, it is required that the routing protocol should be very stable to effectively respond the changes of the network changes. Moreover, the existing cluster-based routing protocol, that is the hybrid approach, has routing delay due to the re-electing of the cluster header. In addition, the routing table of CBRP has all only one hop distant neighbor nodes. PCBRP, proposed in this paper, ties two clusters in one paired cluster to make longer radius. Then the headers of the paired cluster manage and operate corresponding member nodes. In the current CBRP, when the cluster header leaves out the cluster, the delay, due to the re-electing a header, should be occurred. However, in PCBRP, another cluster header of the paired cluster plays the role instead of the left cluster header. This method reduces the routing delay. Concurrently, PCBRP reduces the delay when they route nodes in the paired cluster internally.

Key words: MANET(모바일 애드혹 네트워크), Paired cluster routing(페어 클러스터 라우팅), Cluster based routing protocol(클러스터 기반 라우팅 프로토콜), Node mobility(노드 이동성)

※ 교신저자(Corresponding Author): 김우완, 주소: 경상남도 창원시 마산합포구 월영동 경남대학교 제 1공학관 8층 컴퓨터공학과(631-701), 전화: 055-249-2654, FAX: 055-248-2554, E-mail: wukim@kyungnam.ac.kr
접수일: 2012년 11월 15일, 수정일: 2012년 12월 12일
완료일: 2012년 12월 28일

[†] 준회원, 경남대학교 첨단공학과 석사과정
(E-mail: kcjin00@naver.com)

^{**} 정회원, 경남대학교 컴퓨터공학과 교수

^{***} 정회원, 경남대학교 컴퓨터공학과 조교수
(E-mail: angong@kyungnam.ac.kr)

※ 본 연구는 2012학년도 경남대학교 학술연구 장려금 지원으로 수행되었음.

1. 서 론

무선 모바일 애드혹 네트워크 (Mobile Ad-Hoc Network: MANET)는 기지국이나 AP(access point)와 같은 중계기가 없이 이동 노드들 간에 자체적으로 네트워크를 구성한다. MANET은 노드의 예측 불가능한 이동성과 한정적인 전력으로 인해 네트워크 토폴로지가 역동적으로 변하는 특성이 있다.

이러한 특성으로 MANET에서는 네트워크 변화에 효과적으로 대응할 수 있는 안정성이 우수한 다양한 라우팅 프로토콜이 활발히 연구 되고 있다.

애드혹 네트워크에서 라우팅 경로 설정 프로토콜은 크게 proactive 경로 설정방법, reactive 경로 설정방법, 그리고 혼합 형태인 Hybrid 방법으로 분류된다. proactive 라우팅 방식에서는 경로 요청에 관계없이 주기적으로 또는 네트워크 토폴로지가 변화할 때 라우팅 정보를 브로드캐스팅 하여 모든 노드가 항상 최신의 라우팅 정보를 유지하는 방식이다. 경로 요청이 시작되기 전에 경로 정보를 사용할 수 있기 때문에 경로 요청 시작 지연이 거의 없다는 장점이 있다. DSDV(Destination Sequenced Distance Vector), OSRP(Optimized Link State Routing Protocol) 등이 대표적인 proactive 라우팅 방식이다[1,2].

Reactive 라우팅 방식은 일반적으로 소스 라우팅의 절차를 사용한다. 소스 노드는 경로 요청이 시작되면 경로 요청(Route request) 메시지를 플러딩 하고 경로 탐색 절차를 시작한 후 경로 응답(Route reply) 메시지를 수신 받아 경로 설정을 한다. proactive 방식에 비해 제어 메시지 오버헤드 문제를 해결하지만 경로 탐색 플러딩에 의한 지연 및 오버헤드가 발생한다. AODV(Ad-hoc On-Demand Distance Vector), DSR(Dynamic Source Routing)등이 대표적인 reactive 라우팅 방식이다[3,4].

Hybrid 방식은 proactive 라우팅 방식과 reactive 라우팅 방식의 혼합 형태로 각 노드가 사전에 임의의 홉 거리만큼 이웃 노드의 라우팅 정보를 유지하고 홉 거리를 넘어서는 호스트에 대해서만 경로 설정 절차를 요구하는 설정 방식을 말한다. 혼합 방식 라우팅 프로토콜로는 TORA(Temporally-Ordered Routing Algorithm), CBRP(Cluster Based Routing Protocol), ZRP(Zone Routing Protocol)등이 있다 [5-7].

특히 CBRP는 클러스터를 이용하는 효과적인 라우팅을 제안하고 있다. CBRP에서는 경로 설정 및 라우팅을 클러스터 헤드 노드가 제어한다. 따라서 효율적인 헤드 노드 선출 및 관리가 선 해결해야 할 중요한 문제이다[8]. 본 논문에서 제안하는 PCBRP는 클러스터를 페어로 묶어 proactive 라우팅 방식의 장점을 극대화하고, 클러스터 헤드 노드 재선출의 지연을 감소시킨다. 제안하는 PCBRP는 CBRP를 향상시킨 알고리즘이며, 기존의 방법과 성능 비교를 위하여 시간에 따른 라우팅 오버헤드를 측정하는 시뮬레이션을 수행하였다. 시뮬레이션 결과는 기존의 방법에 비해 제안방법이 네트워크의 전체 지연, 라우팅 오버헤드의 측면에서 향상되었음을 보여준다.

2. 관련연구

2.1 거리 벡터 알고리즘

네트워크에서 라우팅 프로토콜은 크게 링크 상태 알고리즘과 거리 벡터 알고리즘으로 나눌 수 있다. 링크 상태 알고리즘은 신뢰성 있는 링크 상태 정보를 비용으로 하여 경로를 계산한다. 거리 벡터 알고리즘은 각 노드가 다른 노드에 대한 거리(비용)를 인접한 이웃 노드에게 전송한다. MANET은 네트워크 토폴로지가 역동적으로 변하는 특성으로 인해 링크 상태 알고리즘에 비해 계산이 간단한 거리 벡터 알고리즘을 많이 사용한다.

2.2 DSR

reactive 라우팅 프로토콜 중 하나인 DSR 프로토콜은 proactive 방식과 달리 최신 경로 정보를 유지할 필요가 없어 제어 메시지의 트래픽이 감소하는 장점을 가진다. DSR 경로 설정은 경로 발견 단계와 경로 유지 관리 단계로 진행된다. 소스 노드는 경로 설정을 위해 경로 요청 메시지를 플러딩 한다. 목적지 노드는 경로 요청 메시지의 경로 정보를 이용하여 소스 노드에게로 경로 응답 메시지를 유니캐스트 한다. 소스 노드는 수신한 경로 응답 메시지의 경로 정보를 라우팅 테이블에 저장하고, 저장된 경로로 데이터 메시지를 전송하게 된다. 만약 네트워크 토폴로지가 변해 기존 경로가 단절될 경우, 경로 발견 단계를 재 수행하여 경로를 설정한다.

2.3 CBRP

CBRP는 거리 벡터 알고리즘의 장점과 DSR의 장점을 동시에 가지는 방법이다. CBRP는 네트워크를 구성하는 노드들을 분포에 따라 중첩되거나, 분리된 여러 개의 클러스터로 나누어 관리한다[9].

CBRP에서 네트워크의 모든 노드들은 멤버 노드, 헤드 노드 그리고 게이트웨이 노드로 이루어진 클러스터로 구성된다. 클러스터는 헤드 노드를 기준으로 한 홉 떨어진 노드들로 이루어진다.

헤드 노드는 클러스터의 중심이고 클러스터의 모든 노드를 관리 운영하며 라우팅을 한다. 게이트웨이 노드는 두 개 이상의 클러스터와 접하고 있는 노드이며 인접 클러스터를 연결하는 역할을 한다. 멤버 노드는 클러스터에 속하면서 헤드 노드와 게이트웨이 노드가 아닌 노드를 말한다.

그림 1은 3개의 클러스터를 갖는 일반적인 클러스터 기반 라우팅 프로토콜의 예이다. 클러스터 A, B는 중첩되어 있으며, 클러스터 B, C는 분리된 형태의 클러스터이다. 클러스터 A에는 하나의 헤드 노드(노드 1), 두 개의 멤버 노드(노드 9, 12)와 하나의 게이트웨이 노드(노드 8)인 4개의 노드로 구성되어 있다. 클러스터 헤드 노드는 클러스터 헤드 노드 선정 기법인 Lowest Id기법을 사용하여 클러스터의 모든 노드 중 노드 ID가 최소인 노드가 헤드 노드로 선출되며, 클러스터에 존재하는 노드들에 대한 모든 정보를 수집하여 클러스터를 관리한다.

CBRP의 라우팅은 크게 인트라 클러스터 라우팅과 인터 클러스터 라우팅으로 나누어진다. 인트라 클러스터 라우팅은 소스 노드와 목적지 노드가 동일한 클러스터 내에 있는 경우로 클러스터 내부에서 라우

팅을 하는 것을 말한다. 이 경우에는 헤드 노드가 목적지 노드의 경로를 미리 알고 있다. 따라서 소스 노드가 경로 요청 시 헤드 노드는 멤버 테이블의 정보를 이용하여 소스 노드와 목적지 노드 간의 경로를 설정 한다. 인터 클러스터 라우팅은 소스 노드와 목적지 노드가 다른 클러스터에 있는 경우로 클러스터 간의 라우팅을 하는 것을 말한다. 이 경우 소스 노드가 헤드 노드에 경로 요청 하면 헤드 노드는 RREQ 메시지를 게이트웨이 노드를 통해 인접 클러스터의 헤드 노드에게 플러딩 한다. RREQ 메시지를 수신한 헤드 노드는 자신의 클러스터에 목적지 노드가 존재하는지 검색한 뒤, 목적지 노드가 존재하지 않으면 앞의 과정과 동일하게 RREQ 메시지를 게이트웨이 노드를 통해 인접 클러스터의 헤드 노드로 플러딩 한다. 목적지 노드가 존재하면 목적지 노드의 클러스터 헤드 노드는 소스 노드를 관리하는 헤드 노드에게 RREP 메시지를 유니캐스트 한다. 헤드 노드는 수신한 RREP 메시지를 이용하여 목적지 노드의 경로를 라우팅 테이블에 설정한다.

CBRP는 노드들을 클러스터로 나누어 클러스터 내 헤드 노드를 두고 노드들을 관리 운영함으로써 다른 MANET의 라우팅 프로토콜에 비해 경로 설정에 소요되는 트래픽을 효과적으로 줄이고 라우팅의 성능을 향상시킨다. 하지만 모든 노드들의 관리 운영을 헤드 노드에 의존함으로써 헤드 노드가 클러스터 밖으로 이동하거나 이상이 발생할 때 새로운 헤드 노드를 선출하는데 너무 많은 비용이 든다.

본 논문에서는 MANET에서의 한계점을 극복하기 위해 이동 노드들을 그룹 단위로 나누어 관리함으로써 네트워크 자원을 효율적으로 사용할 수 있고 이동성 관리가 용이하며 제어 메시지의 오버헤드(overhead)를 줄일 수 있도록 기존 클러스터(cluster) 기법[10,11,12]을 개선시켰다.

3. 제안 프로토콜

제안 프로토콜은 기존의 CBRP를 기반으로 두 클러스터를 페어로 묶어 기존의 클러스터 보다 큰 클러스터를 만든다. 다시 말해, 인접한 두 클러스터를 하나의 페어 클러스터로 만든다. 페어 클러스터는 한쌍의 헤드 노드가 멤버 정보를 공유하여 노드를 관리하고 운용한다. 제안 프로토콜에서 헤드 노드는 기존

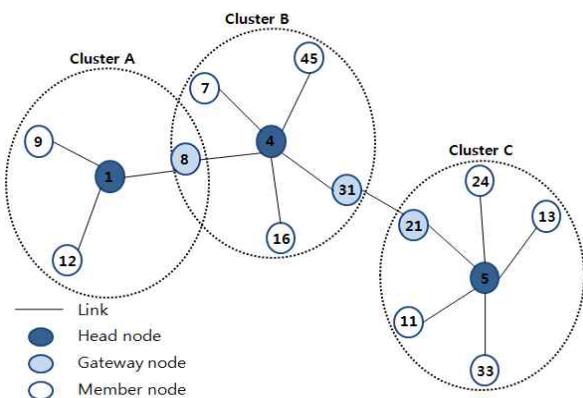


그림 1. 일반적인 클러스터 구조

CBRP보다 큰 클러스터인 페어 클러스터의 내부를 라우팅 하여 경로요청으로 인한 지연을 감소시킨다. 또한 기존 CBRP는 헤드 노드의 재설정으로 인한 지연이 생기는데, 제안 프로토콜은 떠난 클러스터 헤드 노드의 역할을 페어 클러스터의 다른 헤드 노드가 대신하여 멤버 노드의 라우팅을 함으로써 라우팅 지연을 감소시킨다.

제안 프로토콜에서 페어 클러스터를 생성 전, 자신이 속한 클러스터를 C_m 이라 하고 페어 클러스터를 생성 후, 페어로 묶인 인접 클러스터를 C_p 라고 한다. 각 클러스터는 헤드 노드를 가지므로 페어 클러스터는 C_m 의 헤드 노드(HC_m)와 C_p 의 헤드 노드(HC_p)를 가진다. 페어 클러스터의 헤드 노드들은 클러스터 정보를 공유한다. 즉 페어 클러스터의 각 헤드 노드는 두 개의 멤버 테이블을 가진다. 하나는 C_m 의 멤버 정보이고, 다른 하나는 C_p 멤버 정보이다. 기본적으로 클러스터 내부 라우팅은 기존의 CBRP와 동일하다. 하지만 HC_m 이 헤드 노드의 역할을 하지 못하거나 클러스터에서 나가는 경우 HC_p 가 공유된 정보를 이용하여 C_m 에 속한 노드들까지 라우팅을 한다.

3.1 페어 클러스터 형성

제안 프로토콜은 기존 CBRP와 동일하게 헬로우 메시지를 이용하여 클러스터를 형성한다. 각 클러스터

는 헬로우 메시지의 인접 클러스터 정보를 이용하여 인접한 클러스터들 중 안정성이 높은 클러스터와 페어 클러스터를 맺는다. 안정성이 높은 인접 클러스터는 클러스터 간에 연결된 게이트웨이 노드가 많은 클러스터이다. 예를 들어 클러스터 A와 클러스터 B를 연결하는 게이트웨이 노드가 2개 있고 클러스터 A와 클러스터 C를 연결하는 게이트웨이 노드가 1개 있다면, 클러스터 A와 클러스터 B가 페어 클러스터로 구성된다. 인접 클러스터들의 게이트웨이 노드 수가 동일하다면 인접 클러스터로부터 가장 최근에 받은 헬로우 메시지를 이용하여 페어 클러스터를 구성한다.

페어 클러스터는 그림 2와 같이 구성된다. N_ID 필드는 각 노드 ID를 의미하고, C_ID 필드는 자신이 속한 클러스터의 ID를 의미한다. 각 노드의 역할을 ROLE 필드로 표현 된다. 여기서 ROLE 필드의 H, G, M는 헤드 노드, 게이트웨이 노드, 멤버 노드를 뜻한다. 페어 클러스터의 각 헤드 노드는 그림과 같이 멤버 정보를 공유한다.

3.2 인트라 페어 클러스터 라우팅

기존 CBRP에서 인트라 클러스터 라우팅은 pro-active 라우팅 방식으로 멤버 노드들을 라우팅 한다. 즉, 헤드 노드가 멤버 노드들에 대한 경로 테이블을

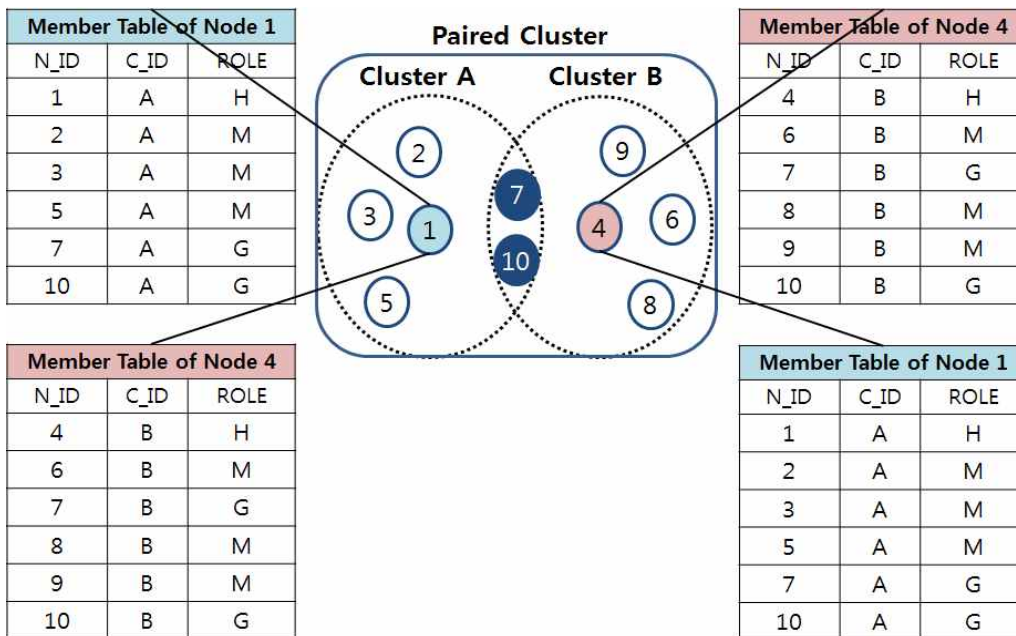


그림 2. 페어 클러스터의 구성

가지고 있고 경로 정보를 이용하여 라우팅을 한다. PCBRP도 기존의 CBRP와 동일하게 멤버 테이블을 이용하여 라우팅을 한다.

그림 3은 기존 CBRP의 인접 클러스터로 라우팅하기 위한 경로설정 방법에서 RREQ 메시지의 흐름을 보여준다. 소스 노드가 클러스터 B에 속해 있고, 목적지 노드가 클러스터 A에 속해 있는 경우이다. 소스 노드가 경로 설정을 위해 자신의 클러스터 헤드 노드에게 RREQ 메시지를 전송한다. 헤드 노드는 자신의 클러스터 B에 목적지 노드가 없는 것을 확인한다. 헤드 노드는 인접 클러스터에게 RREQ 메시지를 플러딩하기 위해 게이트웨이 노드에게 RREQ 메시지를 포워딩 한다. RREQ 메시지를 수신한 게이트웨이 노드는 인접 클러스터 A, C, E로 RREQ 메시지를 플러딩 한다. 이러한 과정을 RREQ 메시지의 최대 제한 홉 수($RREQ_{max}$)까지 반복한다. $RREQ_{max}$ 는 RREQ 메시지의 과도한 트래픽을 방지하고 루프 프리를 위한 최대 전송 거리이며 각 헤드 노드에서 카운트를 한다. 예를 들어 $RREQ_{max} = 2$ 이면 클러스터 B의 헤드 노드로부터 2개의 헤드 노드를 지날 때 까지 RREQ 메시지가 전송된다. 이러한 과정 중 목적지 노드가 있는 클러스터 A의 헤드 노드가 RREQ 메시지를 수신하게 되면 소스 노드에게 RREP 메시지를

유니캐스트 한다. 인접 클러스터가 많을수록 RREQ 메시지의 플러딩은 많아지고 그에 따른 트래픽이 발생하게 된다.

RREQ 메시지의 트래픽 양을 구하기 위해 인접 클러스터의 개수를 C_{adj} 로 가정 한다. 처음에는 헤드 노드가 인접 클러스터에게 RREQ 메시지를 플러딩 한다. 따라서 RREQ 메시지의 트래픽 양은 C_{adj} 만큼 발생한다. 이후, RREQ 메시지를 수신한 각 헤드 노드들은 RREQ 메시지를 송신한 클러스터를 제외한 인접클러스터에게 RREQ 메시지를 플러딩 한다. 따라서 최종적으로 경로 설정에 필요한 RREQ 메시지의 트래픽 양은 수식 (1)로 정의된다. 여기서 i 는 목적지까지 경유하는 헤드 노드의 숫자이다.

$$C_{adj} + \sum_{i=1}^{RREQ_{max}} C_{adj} \times (i-1) \times (C_{adj}-1) \quad (1)$$

그림 4는 PCBRP에서 페어 클러스터에서의 라우팅을 위한 경로설정 방법을 보여준다. 그림 4의 클러스터 ID, 소스 노드와 목적지 노드의 위치는 그림 3과 동일하다. 또한 소스 노드와 목적지 노드가 페어 클러스터 A에 속해 있는 경우이다. 소스 노드는 경로 요청을 위해 헤드 노드에게 RREQ 메시지를 전송한다. PCBRP의 헤드 노드들은 서로 멤버

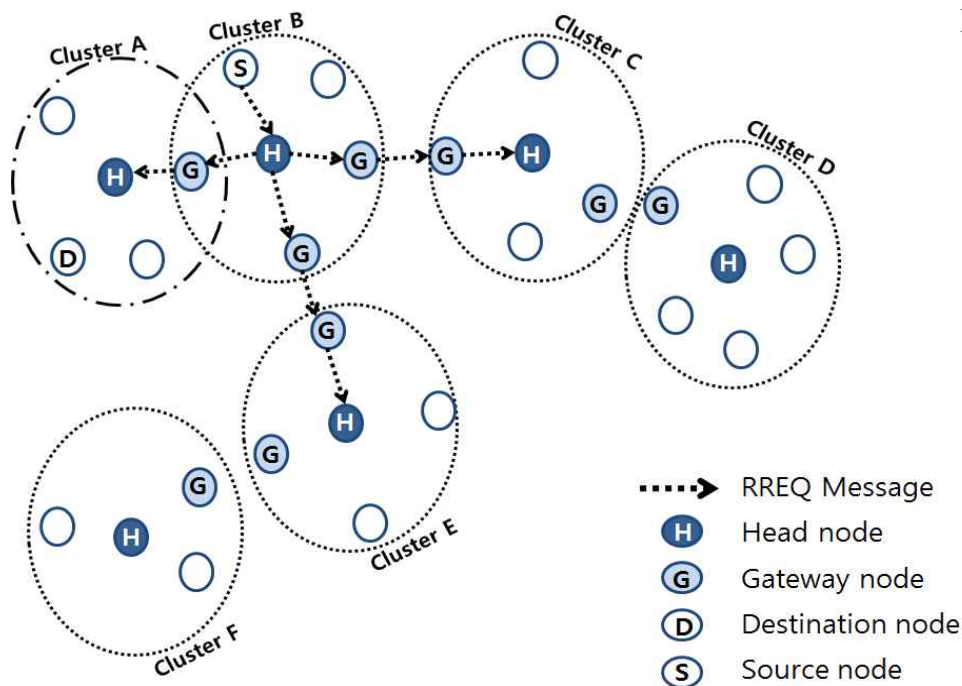


그림 3. CBRP에서 RREQ 흐름(인접클러스터인 경우)

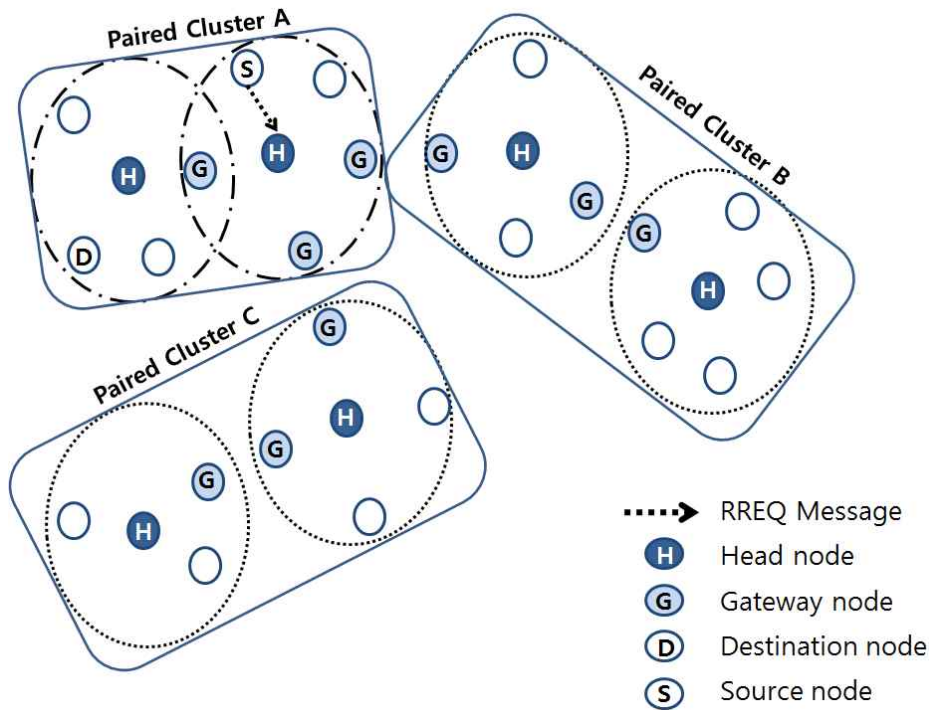


그림 4. PCBRP에서 RREQ 흐름(인접클러스터인 경우)

공유하고 있다. 따라서 HC_m 은 C_p 의 멤버 경로 정보를 알고 있으므로 RREQ 메시지를 수신한 HC_m 은 공유한 멤버 경로 정보를 이용하여 목적지 노드의 경로를 확인한다. 다음으로 HC_m 은 RREP 메시지를 소스 노드에게 유니캐스트 한다.

이 경우 HC_m 은 RREQ 메시지를 인접 클러스터로 플러딩 하지 않으므로 기존의 CBRP에 비해 제어 메시지 트래픽이 감소하게 된다. 이때 C_{adj} 와 $RREQ_{max}$ 에 관계없이 한번의 RREQ 메시지 전송으로 경로 설정이 가능하다.

PCBRP는 인접한 하나의 클러스터와 페어를 맺기 때문에 인트라 클러스터 라우팅의 범위가 넓어진다. 따라서 기존 CBRP에서 인터 클러스터 라우팅 하는 일부분을 PCBRP는 인트라 클러스터 라우팅으로 처리하기 때문에 제어 메시지가 감소한다.

3.3 인터 페어 클러스터 라우팅

기존 CBRP에서 인터 클러스터 라우팅은 reactive 라우팅 방식으로 멤버 노드들을 라우팅 한다. 이때 수식 (1)과 같이 C_{adj} 와 $RREQ_{max}$ 에 비례하여 많은 제어 메시지의 트래픽이 발생한다. 제안한 PCBRP에서는 클러스터를 인접 클러스터와 페어를 맺어, C_p 의

멤버 정보를 활용하여 기존의 CBRP에 비해 제어 메시지의 트래픽이 감소한다.

그림 5는 기존의 CBRP에서 목적지 노드와 소스 노드가 동일한 클러스터 소속이 아니면서 인접 클러스터도 아닌 경우의 라우팅을 위한 경로설정 방법에 사용되는 RREQ 메시지 흐름을 보여준다. 소스 노드가 클러스터 B에 속해 있고 목적지 노드가 클러스터 D에 속해있는 경우이다. 소스 노드가 경로 설정을 위해 클러스터 B의 헤드 노드에게 RREQ 메시지를 전송한다. 헤드 노드는 자신의 클러스터에서 목적지 노드를 검색하여 목적지 노드가 자신의 클러스터에 없음을 확인한다. 헤드 노드는 인접 클러스터에게 RREQ 메시지를 플러딩하기 위해 게이트웨이 노드에게 RREQ 메시지를 포워딩한다. RREQ 메시지를 수신한 게이트웨이 노드는 각 인접 클러스터 A, C, E로 RREQ 메시지를 플러딩 한다. 이러한 과정을 임의의 $RREQ_{max}$ 까지 반복한다. 목적지 노드가 없는 클러스터는 $RREQ_{max}$ 까지 반복하기 때문에 많은 제어 메시지의 트래픽이 발생한다. 이러한 과정에서 목적지 노드가 있는 클러스터 D의 헤드 노드는 RREQ 메시지를 수신한다. RREQ 메시지를 수신한 헤드 노드는 소스 노드를 향해 RREP 메시지를 유니캐스트 한다. 기존 CBRP에서는 그림 3과 같이 인접 클러스

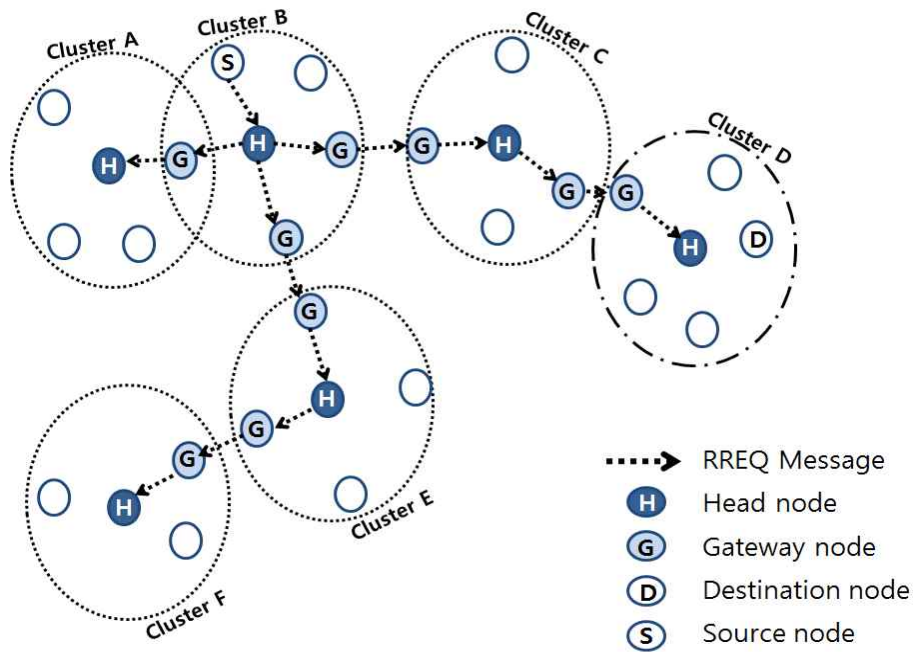


그림 5. CBRP에서 RREQ 흐름(두 클러스터 이상 떨어진 경우)

터의 경로 설정 과정과 한 클러스터 이상 떨어져 있는 경우의 경로 설정 과정이 거의 동일하다. 따라서 CBRP에서 두 클러스터 이상 떨어진 경우 경로 설정을 위한 RREQ 메시지의 트래픽양은 수식 (1)과 동일

하다.

그림 6은 PCBRP에서 소스 노드와 목적지 노드가 동일한 클러스터가 아니면서 인접 클러스터가 아닌 경우의 라우팅을 위한 경로 설정 방법에서 RREQ 메

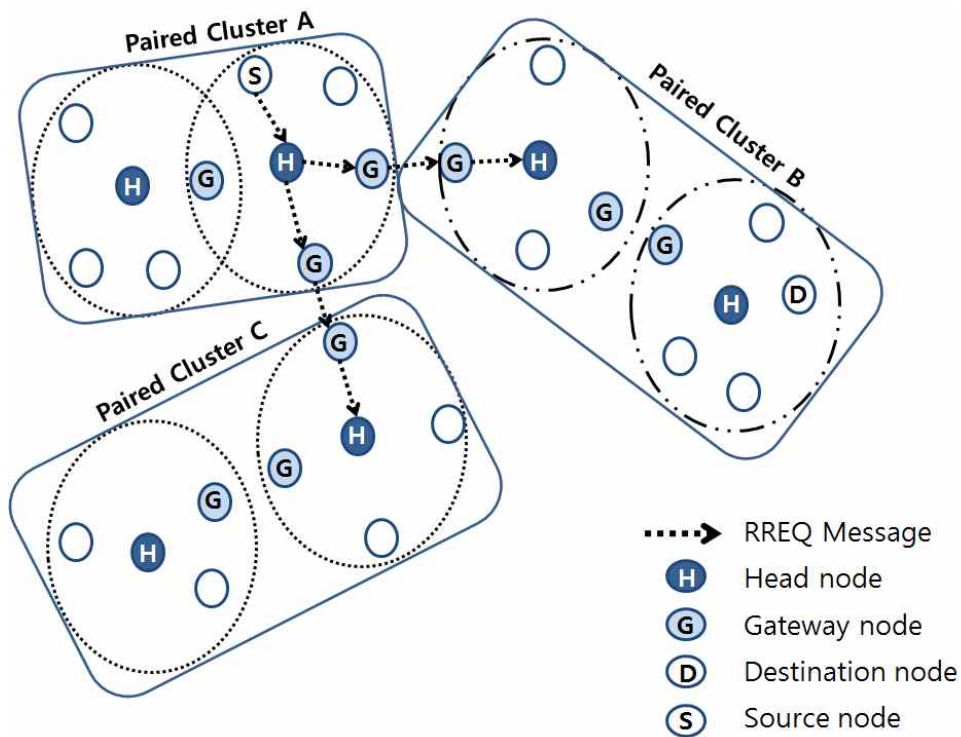


그림 6. PCBRP에서 RREQ 흐름(두 클러스터 이상 떨어진 경우)

시지 흐름을 보여준다. 소스 노드는 페어 클러스터 A에 속해 있고 목적지 노드는 페어 클러스터 B에 속해있는 경우이다. 소스 노드가 경로 설정을 위해 페어 클러스터 A에 속해 있는 HC_m 에게 RREQ 메시지를 전송한다. 이때 HC_m 은 C_p 의 멤버 정보를 공유하고 있다. 따라서 HC_m 은 C_m 과 C_p 의 멤버 정보에서 목적지 노드의 정보를 검색하여 목적지 노드가 자신의 페어 클러스터에 없음을 확인한다. HC_m 은 기존의 CBRP와 마찬가지로 인접 페어 클러스터에게 RREQ 메시지를 플래딩하기 위해 게이트웨이 노드에게 RREQ 메시지를 포워딩한다. RREQ 메시지를 수신한 클러스터 C의 헤드 노드는 페어 클러스터의 C_p 멤버 정보에서 목적지 노드를 확인하고 소스 노드를 향해 RREP 메시지를 유니캐스트 한다. PCBRP에서 각 페어 클러스터의 헤드 노드들은 기존의 CBRP에 비해 많은 멤버 정보를 가지고 있어 목적지 노드를 더 빠르게 찾을 수 있다. 또한 목적지 노드를 빠르게 찾으므로 그에 비례 하여 제어 메시지의 양이 감소한다.

PCBRP는 모든 클러스터들이 페어로 묶여 있기 때문에 모든 RREQ 메시지가 $RREQ_{max}$ 까지 플래딩 되지 않는다. 또한 페어 클러스터는 멤버 정보를 공유하고 있어 모든 인접 클러스터에게 RREQ 메시지를 플래딩하지 않는다. 따라서 PCBRP에서는 수식 (1)에서의 $RREQ_{max}$ 와 C_{adj} 보다 적은 값이 사용된다. 따라서 기존의 CBRP에 비해 경로 설정을 위한 RREQ 메시지의 트래픽이 줄어든다.

3.4 PCBRP에서 헤드 노드의 재선출

CBRP에서 헤드 노드가 클러스터를 나가거나 에너지의 고갈 등의 예기치 않은 이유로 헤드 노드를 재선출 해야 되는 경우가 있다. 이 경우 클러스터에 속한 노드들은 다른 클러스터에 가입되거나 클러스터에 속하지 않은 노드들끼리 헤드 노드를 선출하고 새로운 클러스터를 생성한다. 헤드 노드가 재선출 되는 동안 기존의 클러스터에 속한 노드들은 라우팅의 지연이 발생한다. 제안 PCBRP는 HC_m 재선출에 따른 지연동안 HC_p 가 기존의 C_m 의 헤드 노드 역할을 대신한다. HC_p 가 페어 클러스터에 속한 노드들을 라우팅을 함으로써 헤드 노드의 재선출로 인해 소요되는 라우팅 지연을 줄여준다. 즉, PCBRP에서 기본적

으로는 기존의 CBRP와 동일하게 HC_m 이 경로 설정을 한다. 하지만 HC_m 과 통신이 불가능한 경우, HC_m 의 재선출로 인해 소요되는 지연 동안 HC_p 가 페어 클러스터에 속한 모든 노드들의 라우팅을 관리한다.

그림 7은 PCBRP에서 HC_m 의 재선출에 따른 지연이 생길 때 소스 노드의 RREQ 메시지 전송 알고리즘이다. 소스 노드는 경로 요청을 위해 HC_m 에게 RREQ 메시지를 전송한다. 이때 헤드 노드로부터 응답이 오지 않으면 HC_p 에게 경로를 요청하기 위해 RREQ 메시지의 PairedClusterHead 필드를 설정한다. 그리고 RREQ 메시지를 C_m 의 모든 노드에게 플래딩 한다.

그림 8은 PCBRP에서 위와 마찬가지로 헤드 노드의 재선출에 따른 지연이 생길 때 노드들의 RREQ 메시지 수신 알고리즘이다. C_m 에 속한 노드가 RREQ 메시지를 수신하면 RREQ 메시지의 PairedCluster Head 필드를 확인한다. 일반적으로 헤드 노드를 제외한 노드는 RREQ 메시지에 대하여 아무런 동작을 하지 않는다. 하지만 RREQ 메시지의 PairedCluster Head 필드가 설정 되어있으면 자신이 페어 게이트웨이 노드인지 확인한다. 자신이 페어 게이트웨이 노드 라면 HC_p 에게 RREQ 메시지를 포워딩한다. 만약 자신이 페어 게이트웨이 노드가 아니라면 노드는 페어 게이트웨이 노드에게 RREQ 메시지 전송을 위해 다시 RREQ 메시지를 플래딩 한다. RREQ 메시지를

```
RouteRequest Send(){
    if(ClusterHead.timeout){
        set field.PairedClusterHead true;
        RouteRequest broadcast;
    }
}
```

그림 7. 소스 노드의 RREQ 메시지 전송 알고리즘

```
RouteRequest receive(){
    if(field.PairedClusterHead==true){
        if(node.role==PairedGateway){
            RouteRequest forward to PairedClusterHead;
        }
        else
            RouteRequest broadcast;
    }
}
```

그림 8. RREQ 메시지 수신 알고리즘

수신한 HC_p 는 공유하고 있는 라우팅 정보와 멤버 정보를 이용하여 경로 설정을 위한 절차를 시작한다. 목적지 노드가 페어 클러스터에 존재하면 RREP 메시지를 유니캐스트하고 목적지 노드가 페어 클러스터에 존재하지 않으면 RREQ 메시지를 플러딩 한다.

4. 시뮬레이션 실험 및 성능 평가

4.1 시뮬레이션 환경

본 논문에서 제안하는 PCBRP와 기존 CBRP의 성능을 평가한다. 표 1의 실험 환경을 살펴보면, 네트워크의 전체크기는 1200m×800m이고 전체 노드 수는 50개이다. 각 노드는 랜덤하게 배치되었고 최대 10m/s의 속도로 이동한다. 노드는 Two-ray Ground Reflection 방식을 사용하고 100m의 전파 범위를 가진다. 총 시뮬레이션 시간은 1000초이고 기존 CBRP와 제안 PCBRP의 성능을 비교 한다.

표 1. 시뮬레이션 파라미터

Parameters Name	Parameters Value
Protocol	CBRP, PCBRP
Simulation time	1000s
Simulation area	1200m×800m
Nodes number	50
Transmission range	100m
Node speed	0~10m/s
Propagation model	Two-ray Ground Reflection
Packet type	UDP, CBR

4.2 시뮬레이션 결과

이 절에서는 MANET 환경에서 제안한 PCBRP와 기존 CBRP를 적용하여 결과를 비교하였다. 시뮬레이션을 통해서 PCBRP가 기존 CBRP에 비해 경로 탐색시간과 전체 메시지 수와 제어 메시지 수의 비율인 라우팅 오버헤드 측면에서 향상된 성능을 보여준다.

그림 9는 시간에 따른 라우팅 오버헤드를 보여준다. 그림 9에 나타난 바와 같이 시뮬레이션 초기에는 경로설정을 위해 제어 메시지가 거의 메시지의 전체를 차지하고 있다. 시간이 지남에 따라 전체 메시지에 따른 제어 메시지의 비율이 점차 안정됨을 보인

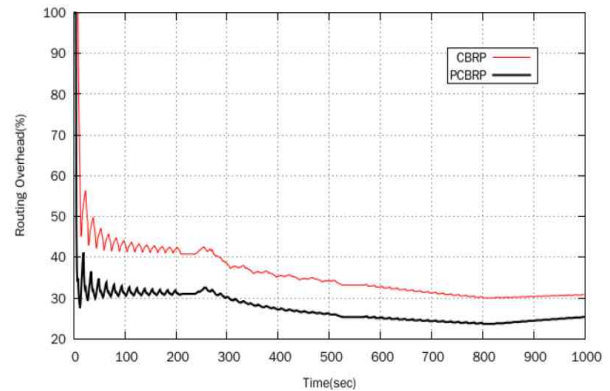


그림 9. 시간에 따른 라우팅 오버헤드

다. 시뮬레이션 시작 부분을 제외하고는 전체 시뮬레이션 시간 동안 CBRP에 비해 PCBRP에서 라우팅 오버헤드가 감소됨을 보여준다. CBRP는 헤드 노드들이 자신의 클러스터 멤버 정보만을 가지고 있어 클러스터 내부 라우팅이 아닌 경우 RREQ 메시지의 플러딩이 발생한다. 반면 PCBRP는 C_p 의 멤버 정보를 HC_m 이 공유하기 때문에 RREQ 메시지의 플러딩을 효과적으로 줄인다. 이는 PCBRP가 소스 노드에서 목적지 노드까지의 경로 검색을 위한 제어 메시지가 CBRP에 비해 25%정도 감소하는 것을 보여준다.

5. 결론 및 향후 연구

최근 무선 네트워크의 급격한 발달로 모바일 애드혹 네트워크(Mobile Ad-Hoc NETwork : MANET)의 관심이 높아지고 있다. MANET는 역동적인 네트워크 토폴로지의 변화와 가용 대역폭의 제약 그리고 노드들의 한정적인 전력량 때문에 신뢰성 있는 제어 메시지 및 정보의 전달이 어렵다. 따라서 MANET은 네트워크 변화에 효과적으로 대응할 수 있는 DSDV, AODV, CBRP와 같은 효과적인 라우팅 프로토콜이 연구 되어왔다.

본 논문에서는 기존의 CBRP에서 페어의 개념 사용하여 CBRP보다 향상된 PCBRP를 제안한다. PCBRP는 클러스터를 한 쌍의 페어로 묶어 기존의 클러스터 보다 반경이 큰 페어 클러스터를 만들어, 한 쌍의 클러스터 헤드 노드가 멤버 노드를 관리 운용 한다. 기존의 CBRP에서는 클러스터 헤드 노드가 클러스터를 나가거나 에너지의 고갈 등의 예기치 않은 이유로 헤드 노드의 재선출로 인한 라우팅 지연

이 생긴다. PCBRP에서는 헤드 노드의 부재로 인한 헤드 노드의 역할을 HC_p 가 대신하여 멤버 노드의 라우팅을 함으로써 라우팅 지연을 감소시킨다. 또한 CBRP는 인접 클러스터의 경로 설정으로 인한 경로 설정 지연과 제어 메시지의 트래픽이 발생하는데 PCBRP는 인접 클러스터로 이루어진 페어 클러스터의 내부를 proactive 라우팅 방식을 사용하여 경로요청으로 인한 지연 감소와 제어 메시지의 트래픽을 감소시킨다. 따라서 PCBRP는 네트워크의 전체 지연, 제어 트래픽 감소의 측면에서 개선된 성능을 보여준다.

향후 연구과제로는 제안한 PCBRP의 효율을 최대화시키기 위하여 클러스터의 반경에 대한 최적화가 필요하다. 클러스터 확장의 범위를 최적화 하여 proactive 라우팅 방식과 reactive 라우팅 방식의 장점을 극대화시킬 수 있는 연구가 필요하다. 또한 클러스터의 확장으로 페어 클러스터 헤드 노드의 역할에 따른 load balancing에 대한 깊이 있는 연구가 필요하다.

참 고 문 헌

[1] Perkins C.E. and Bhagwat P., “Highly Dynamic Destination-Sequenced Distance-Vector Routing(DSDV) for Mobile Computers,” *Proc. of ACM Sigcomm*, pp. 234-244, 1994.

[2] T. Clausen and P. Jacquet, *Optimized Link State Routing Protocol(OLSR)*, Project Hypercom, INRIA, IETF RFC 3626, 2003.

[3] C.E. Perkins, E.M. Royer, and S. DAS., *Ad Hoc On-Demand Distance Vector (AODV) Routing*, RFC3651[S], 2003.

[4] 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, 2002.

[5] V. Park and S. Corson, *Temporally-Ordered Routing Algorithm(TORA) Version 1*, 2001.

[6] M. Jiang, J. Li, and Y.C Tay, *Cluster Based Routing Protocol(CBRP)*, 1999.

[7] Zygmunt J. Haas, Marc R. Pearlman, and Prince Samar, *The Zone Routing Protocol(ZRP) for Ad Hoc Networks*, 2002.

[8] K. Tutschku and P. Tran-Gia, “Spatial Traffic Estimation and Characterization for Mobile Communication Network Design,” *IEEE Journal of Selected Areas Communications*, Vol. 15, No. 5, pp. 804-811, 1998.

[9] D.Wei and H.A. Chan, “A Survey on Cluster Schemes in Ad Hoc Wireless Networks,” *Proc. of IEEE Mobility Conference*, pp. 1-8, 2005.

[10] Radia Perlman, *Interconnections: Bridges, Routers, Switches and Internetworking Protocols (2nd Ed.)*, Addison-Wesley, Cambridge, MA., 1999.

[11] M. Chatterjee, S.K. Sas, and D. Turqut, “An on-demand weighted clustering algorithm (WCA) for Ad Hoc Networks,” *Proc. of IEEE GLOBECOM*, pp. 1697-1701, 2000.

[12] 최동민, 심검, 모상만, 정일용, “센서 네트워크 클러스터링 기법의 데이터 예측 전략”, 멀티미디어학회논문지, 제14권, 제9호, pp. 1138-1151, 2011.



김 창 진

2011년 8월 경남대학교 컴퓨터공학과 공학사

2011년~경남대학교 첨단공학과 석사과정

관심분야: 이동 컴퓨팅/네트워킹



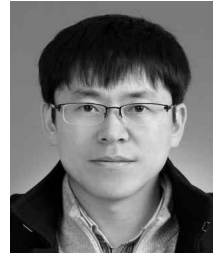
김 우 완

1990년 12월 Texas A&M University, ELEN(공학석사)

1995년 8월 Texas A&M University, ELEN(공학박사)

1996년 3월~현재 경남대학교 컴퓨터공학과 교수

관심분야: 이동 컴퓨팅/네트워킹



장 상 동

1997년 2월 경남대 전산통계학과 (이학사)

1999년 2월 경남대 컴퓨터공학과 (공학석사)

2005년 2월 경남대 컴퓨터 공학과 (공학박사)

2012년 3월~현재 경남대학교 컴퓨터공학과 조교수
관심분야: 이동 컴퓨팅, 센서네트웍