

부분 토폴로지 재구성 기법을 적용한 부하 균형 토폴로지 유지

정회원 홍 윤 식*, 임 화 석**

A Load-balanced Topology Maintenance with Partial Topology Reconstruction

Youn-Sik Hong*, Hwa-Seok Lim** *Regular Members*

요 약

무선 애드혹 망에서 connected dominating set(CDS)를 활용한 라우팅 방식의 핵심은 dominating 노드로 동작할 최소 개수의 노드들을 선택하고, 이 노드들로 이루어진 백본 망을 구성하는 것이다. CDS에서 장애 노드가 발생할 확률은 무시할 수 있는 수준은 아니다. 고장 감내가 중요한 비중을 차지하는 응용에서는 기존 CDS 기반 라우팅이 바람직하지 않을 수 있다. 따라서 메시지 플러딩에 따른 오버헤드로 인해 CDS 전체 재구성 시도를 최소화하는 것이 필요하다. 이를 위해 CDS 전체 재구성을 시도하는 대신, 장애가 발생한 노드를 중심으로 제한된 범위에 놓인 노드들에 대해서만 CDS를 부분 재구성할 수 있도록 대체 노드를 찾는 방안을 제안한다. 이러한 방식을 적용할 경우, CDS 부분 재구성시에도 dominating 노드 수가 전체 재구성을 시도했을 때와 같게 유지될 뿐만 아니라 전체 재구성 때보다 20~40% CDS 구성 시간을 단축시킬 수 있다. 고 이동성을 갖는 상황에서 기존 전체 재구성 알고리즘에 비해 패킷 수신율 및 에너지 소비 측면에서 유리한 결과를 얻었다.

Key Words : CDS(Connected Dominating Set), Gateway Node, Backbone Network, Lifetime, Partial Reconstruction

ABSTRACT

A most important thing in a connected dominating set(CDS)-based routing in a wireless ad-hoc network is to select a minimum number of dominating nodes and then build a backbone network which is made of them. Node failure in a CDS is an event of non-negligible probability. For applications where fault tolerance is critical, a traditional dominating-set based routing may not be a desirable form of clustering. It is necessary to minimize the frequency of reconstruction of a CDS to reduce message overhead due to message flooding. The idea is that by finding alternative nodes within a restricted range and locally reconstructing a CDS to include them, instead of totally reconstructing a new CDS. With the proposed algorithm, the resulting number of dominating nodes after partial reconstruction of CDS is not changed and also its execution time is faster than well-known algorithm of construction of CDS by 20~40%. In the case of high mobility situation, the proposed algorithm gives better results for the performance metrics, packet receive ratio and energy consumption.

※ 본 연구는 인천대학교 2009년도 자체연구비 지원에 의하여 연구되었음.

* E0 technics, 기술연구소 S/W그룹(genocide00@naver.com)

** 인천대학교 컴퓨터공학과 모바일컴퓨팅 연구실(yshong@incheon.ac.kr)

논문번호 : KICS2010-07-310, 접수일자 : 010년 7월 20일, 최종논문접수일자 : 2010년 11월 30일

1. 서론

무선 애드혹 망에서 무선 노드가 최대 전송 전력을 사용해 패킷을 전송할 경우 패킷 전송범위가 넓어져 전송 범위 안에 포함된 이웃 노드 수가 증가한다. 이 경우 네트워크 연결 가능성은 증가하지만, 전력 소모가 커질 뿐만 아니라 전송 범위가 넓어진 만큼 무선 패킷간 충돌 가능성도 커져 네트워크 전송 용량은 오히려 감소한다. 무선 노드의 전송 전력을 최대 전송 전력 이하로 낮추면, 전송 범위가 상대적으로 좁아지기 때문에 전송 가능한 이웃 노드 수가 감소하고 이에 따라 네트워크 연결 가능성 역시 감소한다. 그러나 전력 소모가 줄어들 뿐만 아니라 패킷간 충돌 가능성도 낮아져 네트워크 용량을 증대시킬 수 있다. 다시 말해 노드의 전송 전력이 최대일 때 생성된 그래프와 최소 전송 전력일 때의 그래프는 일반적으로 같지 않다. 이것이 전송 전력 제어를 통한 토폴로지 제어(topology control)가 등장하게 된 배경이다.

초기 토폴로지 제어 연구는 대부분 전송전력 최적화 관점에서 임계 전송 범위(critical transmission range, CTR)를 구하는 데 초점이 맞춰졌다. 전송전력은 감소시키되, 네트워크 연결성은 그대로 유지해야 하는 제한 조건을 만족해야 한다. 전송전력은 전송범위와 연결되기 때문에, 연결성 유지를 위해 k-연결 그래프를 찾는 문제로 치환하여 해결하고자 하였다. CTR 문제는 모든 노드에 동일하게 적용되는 균등(homogeneous) 토폴로지 제어의 일종이다. 그러나 노드의 전송전력에 따른 전송 가능 범위를 추정하는 것이 이론적으로는 가능하지만 실제 물리적 측정 결과와 일치하지 않기 때문에, 효과적인 결과를 기대할 수 없게 되었다. 이에 따라 모든 노드의 전송전력을 일률적으로 제어하는 균등 토폴로지 제어 대신 비균등(heterogeneous) 토폴로지 제어 방식이 등장하게 되었다.

비균등 토폴로지 제어란 노드별로 전송 전력을 최적화하여 노드당 전력 소모를 줄임으로써 전체 네트워크의 생존시간을 늘리기 위한 방안이다¹⁾. 즉 각 노드는 최대 전송 범위 내에 있는 모든 이웃 노드들과 통신 링크를 유지하는 대신, 연결성을 유지하기 위해 필요한 최소 개수의 이웃 노드를 선택하고, 이웃 노드와의 거리를 감안하여 자신의 전송 전력을 조절한다. 이러한 토폴로지 제어방식^{2),3)}은 통신 링크를 최소화할 수 있지만, 전체 노드가 활성(active) 또는 유ힴ(idle) 상태로 동작한다는 단점이

있다.

최근 토폴로지 제어방식^{4),5)}에서는 애드혹 망을 일부 노드로만 구성된 축소된 토폴로지 로 변환하는 방식을 제안하고 있다. 토폴로지 구성에 포함된 노드들은 패킷 송수신이 가능한 활성 모드로 동작하며, 토폴로지 구성에서 제외된 노드들은 RF 전원이 차단된 휴면(sleep) 모드로 동작한다. 다시 말해 토폴로지 제어를 통해 활성 노드 수와 활성 링크 수는 최소화하는 대신 휴면 노드 수는 늘림으로써 노드당 평균 전력 소모를 감소시켜 전체 네트워크의 생존 시간을 연장시키는 것이다.

활성 노드를 선택하는 방식 중 대표적인 것은 그림 1에 보인 것처럼 dominating set을 구하는 것이다⁶⁾. 그림 1에서 dominating set은 {C, E, G}이다. 여기에 노드 D를 포함시키면 연결형 dominating set (connected dominating set, CDS)가 된다. 그림 1에서 활성 노드 집합은 {C, D, E, G}이며, 휴면 노드 집합은 {A, B, F, H}가 된다.

일단 토폴로지가 구성되고 나면 일정 시간 현재의 토폴로지를 계속 유지한다. 그러나 dominating 노드들은 경로 검색 과정이나 데이터 패킷 송수신 과정에서 집중적으로 사용되기 때문에, 휴면 상태인 노드들에 비해 상대적으로 더 많은 전력을 소모한다. 적절한 부하 분배가 이루어지지 않는다면, 노드당 평균 에너지 소모가 일정치 않은 문제가 발생하게 된다. 이 경우 임계 노드(critical node)가 발생할 가능성이 높다. 최악의 경우 임계 노드로 인해 전체 네트워크가 분할되어 2개 이상의 부분 네트워크로 나뉘게 된다. 따라서 토폴로지 구성 이후에도 임계 노드 발생 여부를 조사해 토폴로지를 재구성하는 것이 필요하다.

이에 대한 해결책으로 주기적으로 토폴로지를 재구성하는 방안이 제시되고 있지만, 토폴로지 재구성은 전체 네트워크 차원에서 다시 이루어지므로 재구성에 따른 오버헤드를 무시할 수 없다. CDS를 구성하기 위한 분산 알고리즘⁶⁾의 시간 복잡도는

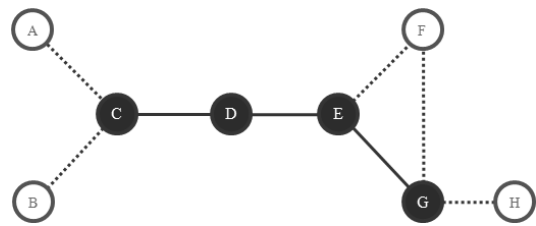


그림 1. 연결형 dominating set 예

$O(\Delta^3)$ 이며, 이때 Δ 는 그래프의 최대 차수 (degree)이다. 특히 애드혹 망의 전체 노드 수를 감안할 때 빈번한 토폴로지 재구성은 오히려 전력 소모를 더 증가시킬 수 있다.

현재 제안된 대부분의 토폴로지 제어 기법은 사실상 정적 상황(또는 낮은 이동성을 갖는 네트워크 환경)만을 고려하고 있다. 노드의 이동성이 커질수록 토폴로지 재구성 빈도도 높아지지만, 재구성 오버헤드로 인해 효과적으로 대처하기 어렵다. 낮은 이동성을 갖는 경우 CDS와 유사한 접근 방식인 최소 신장 트리(minimum spanning tree, MST)를 재구성하는 주기에 대한 연구 결과가 제시된 바 있다^{[2],[7]} 결과처럼 이동성으로 이웃 노드가 바뀔 확률이 20%이하일 경우, 이동 속도가 1m/s에서 10m/s로 증가하면, 토폴로지 업데이트 주기는 10.6초에서 1.06초로 단축되어야 한다. 다시 말해 기존 토폴로지 제어방식은 낮은 이동성에 대해 토폴로지 재구성이 유의미하며, 높은 이동성에 대해서는 토폴로지 재구성에 따른 오버헤드로 인해 효과적인 대응이 어렵게 된다.

본 논문에서는 토폴로지 구성 이후 부하 균형 문제에 초점을 맞추고자 한다. 부하 균형 문제를 전체 네트워크 차원에서 접근하는 대신 임계 노드가 발생한 지역을 중심으로 국지적 관점에서 접근하고자 한다. 즉 탐색 범위를 제한한 부분 토폴로지 재구성을 통해 오버헤드는 줄이면서 부하 균형을 달성할 수 있는 방안을 모색해보고자 한다.

그림 2(a)와 같이 토폴로지가 구성되었다고 하자. 출발지 노드 a에서 목적지 노드 e까지 데이터 패킷 전송 과정에서, 노드 c의 배터리 용량이 고갈되면, a-b 와 d-e 의 2개의 부분 네트워크로 분할되고 만다. 따라서 노드 c가 임계 노드로 판단될 경우, 그림 2(b)에 보인 것처럼, 대체 경로로 a-b-d-e 또는 a-b-e를 선택할 수 있어야 한다. 부분 재구성을 시도할 경우 재구성 범위를 어떻게 효과적으로 제한할 수 있는가와 임계 노드를 대신할 대체 노드(alternative node)를 어떻게 찾을 것인가를 함께 고려해야만 한다. 또한, d-재구성을 통해 재구성된 토폴로지 망이 기존 방식으로 구성된 토폴로지 망에 비해 성능 면에서 어떠한 차이를 보이는 가도 고려되어야 한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서 관련 연구에 대해 기술하고, 3장에서는 본 논문에서 제안하는 CDS 부분 재구성 알고리즘에 대해 상세히 설명하고자 한다. 4장에서는 실험 결과를 제시하며, 5장

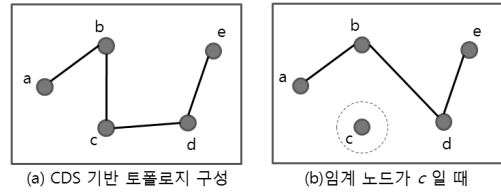


그림 2. 임계노드 발생시 토폴로지 재구성

에서 결론 및 향후 연구 방향에 대해서 언급하고자 한다.

II. 관련 연구

선행 연구는 전력 관리와 토폴로지 제어 등 2가지로 구분할 수 있다.

2.1 전력 관리

휴면 상태일 때가 송수신 상태일 때에 비해 노드의 전력 소비가 적다는 데 착안하고 있다. 즉, 네트워크 연결에 영향을 미치지 않는 노드들을 찾아 RF 신호를 차단하는 것이다. 일반적인 방법은 최소 개수의 활성 노드로 백본(backbone)망을 구성하고, 백본망에 포함되지 않은 나머지 노드들은 휴면 상태에 머물도록 하는 것이다. 이 방식은 노드 밀집도가 높을 때 보다 효과적이다.

LEACH^[8] : 게이트웨이 노드 방식이 아닌 동종 노드들간 클러스터링 구조에 적용이 가능하다. 클러스터에 속한 노드들 중 클러스터 헤드(CH, cluster head)를 선출해 이 CH가 일정시간 동안 게이트웨이 노드 역할을 담당한다. 클러스터에 속한 노드들이 CH에 선출될 확률을 같게 유지함으로써 부하 균형을 유지하는 방식이다.

GAF^[9] : 전체 네트워크를 그리드(grid)로 분할하고, 각 그리드는 배터리 잔량이 가장 많이 남은 노드를 그리드 지도자로 선출한다. 두 개의 인접한 그리드에 속한 어떤 노드도 이웃 그리드에 속한 상대방 노드와 직접 통신할 수 있도록 그리드 크기가 정해진다. 인접한 2개의 그리드에서 각 그리드의 대표 노드 1개씩만 깨어있고, 나머지 노드는 휴면 상태에 있게 된다.

2.2 토폴로지 제어

토폴로지 제어는 분산 알고리즘에 근거하며, 개별 노드 단위 해법에서 클러스터링 기반 해법까지 다양하게 제시되고 있다. 개별 노드 단위는 최소 노

드 차수를 구하는 문제로, 클러스터링은 dominating set을 구하는 문제로 크게 나눌 수 있다. 계산 이론 및 그래프 이론 등에서 제시되었던 해법들을 무선 애드혹 망 문제에 적합하게 모델링하여 적용하고 있다.

그래프 모델링에서 가장 중요한 노드의 차수(logical degree, 논리 차수)는 대부분 방식에서 해당 노드에 연결된 링크 수를 기준으로 하고 있다. Douglas^[10] 등은 노드의 차수를 전송 범위 내에 포함된 노드들로 확장한 차수(physical degree, 물리 차수) 개념을 도입한 바 있다. 한편, 대부분 방식에서 사각형(2차원) 공간 내에 노드들이 랜덤하게 배치되어 있는 상황을 가정하고 있다. 일직선(1차원 공간) 노드 배치의 경우 일정 간격으로 노드를 배치할 경우 노드간 간격을 구하는 문제로 볼 수 있다. Jie^[11] 등의 연구 결과에서는 평행한 두 개의 일직선상에 노드가 배치되었을 때, 일직선 사이의 거리를 노드 전송 거리의 0.82배로 유지할 때 자신들이 제안한 알고리즘이 가장 효과적으로 적용됨을 입증한 바 있다.

관련 연구는 논리 차수 및 2차원 노드 배치와 같은 일반적 상황을 다룬 접근 방식들로 제한하였다. 또한 LMST^[2]는 앞에서 이미 언급한 바 있으므로 생략하였다.

CBTC^[3] : 최소 전력 p 로 전송했을 때, 각도 α 를 갖는 원뿔 범위 내에 존재하는 노드에 도달할 수 있도록, 각 노드의 전력을 p 로 유지하는 방식이다. 이동성에 따라 토폴로지를 재구성하기 위해 이벤트 기반 전략을 채택하였다. 즉, 각 노드는 이웃 노드가 전송 범위를 벗어나거나 새롭게 포함될 경우 이벤트를 발생시킨다. 그러나 이를 인지하기 위해서는 지속적으로 현재 토폴로지 상태를 기억하고 있어야 할 뿐만 아니라, 이웃 노드와 주기적인 메시지 교환이 필요하다.

COMPOW^[12] : 각 노드는 동시에 전력 레벨이 각기 다른 여러 개의 라우팅 데몬(demon)을 실행하고 있다. 각 라우팅 데몬은 정해진 전력 레벨에서의 라우팅 정보를 저장하고 있다. 각 라우팅 테이블을 비교해서 최대 노드 수가 연결되는 것을 보장하는 최소 전력을 결정할 수 있다. 그러나 메시지 오버헤드가 너무 큰 단점이 있다. 또한 노드 분포가 일정치 않을 경우 최대 전송 레벨을 선택하게 된다.

Guha 와 Kuller 알고리즘^[13] : 최소 개수의 CDS를 구하는 것은 NP-complete 문제로 알려져 있다^[6].

Guha 등은 휴리스틱에 입각한 중앙 집중식 접근 방식으로 CDS를 구할 수 있는 2가지 방안을 제안하였다. 여기서는 첫 번째 방안에 대해서만 언급하기로 한다. 초기 상태에서 그래프의 모든 노드들은 흰색으로 마킹(marking)되어 있다(그림 3(a)). 노드 차수가 가장 큰 노드를 선택하여 검은색으로 마킹하고, 이웃 노드를 회색으로 마킹한다(그림 3(b)). 회색으로 마킹된 노드 중에서 흰색으로 마킹된 이웃 노드가 있으면, 해당 노드를 검은색으로 마킹한다. 전체 네트워크의 모든 노드들이 검은색 또는 회색으로 마킹될 때까지 위 방법을 반복하여 CDS를 구성하게 된다(그림 3(c)). Das 등이 Guha 알고리즘을 분산 알고리즘으로 구현한 연구 결과가 발표^[14]된 바 있지만, CDS 구성을 위한 메시지 정보 교환 복잡도가 매우 높은 것으로 나타났다.

Wu 알고리즘^[4] : 지역 정보만을 활용해 CDS를 구성하는 분산 알고리즘(SDAA, simple distributed approximation algorithm)으로써, CDS 구성을 위한 이웃 노드와의 메시지 정보 교환 복잡도가 비교적 낮은 편이다^[6]. Wu 알고리즘은 2홉 거리의 이웃 정보만을 이용해 게이트웨이(gateway) 노드(즉 dominating 노드)를 찾는다. 그림 4에서 노드 u 의 이웃 노드 v 와 y 는 서로 연결되어 있다. 자신의 이웃 노드가 서로 연결되어 있으면, 이 노드는 게이트웨이 노드가 될 수 없다. 노드 y 역시 이웃 노드 $\{u, v\}$ 가 서로 연결되어 있기 때문에 게이트웨이 노드가 될

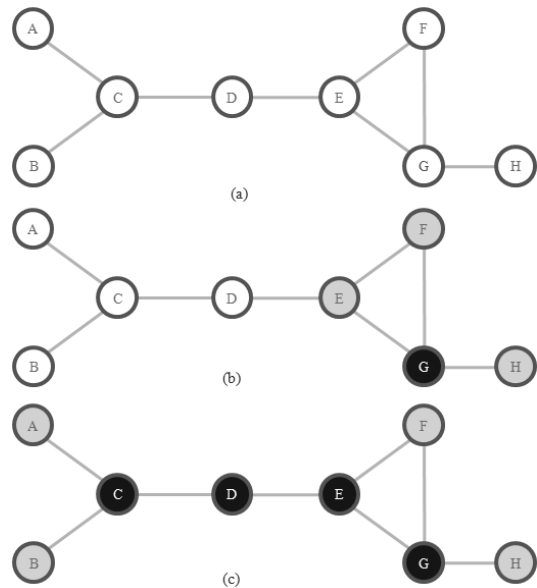


그림 3. Guha와 Kuller 알고리즘 적용 예

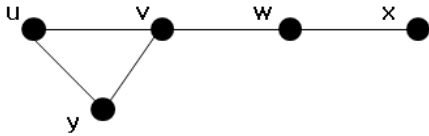


그림 4. Wu 알고리즘 적용 예

수 없다. 그러나 노드 v의 이웃 노드인 노드 w는 노드 u와 y 중 어느 노드와도 연결되지 않는다. 따라서 노드 v는 게이트웨이 노드에 포함된다. 이와 같은 방식으로 정보 교환을 통해 이웃 노드끼리 서로 연결되지 않은 게이트웨이 노드를 찾게 된다.

이렇게 찾은 게이트웨이 노드들은 Wu 등이 제안하는 2가지 휴리스틱 방식을 사용해 조금 더 줄일 수 있다. Wu 알고리즘은 CDS 구성 시간 복잡도나 메시지 복잡도 등에서 강점을 갖고 있지만, 초기 CDS 구성 결과 dominating 노드 수가 불필요하게 늘어나는 점과 이를 개선하기 위해 2개의 휴리스틱 방법 적용 과정에서 메시지 교환 복잡도가 늘어나는 단점이 있다.

CARCODS(Construction Algorithm for Reliable CDS)^[5] : CDS 구성을 통한 애드혹 망의 성능 향상을 위하여 노드들의 잔여 전력량과 이동성, 이웃 노드의 수를 고려한 이웃 구성 통보 메시지 브로드캐스팅 지연 시간을 활용하여 CDS를 구성하는 방법을 제안하였다.

III. CDS 부분 재구성 알고리즘

3.1 부하 균형을 위한 CDS 노드 설정

CDS 구성 알고리즘은 시드(seed) 노드로써 일반적으로 차수가 가장 큰 노드를 선택한다. 이러한 경험적 선택 기준은 CDS를 구성하는 노드 수를 최소 개수에 근접하게 줄일 수 있는 효과적인 방법 중 하나이다. 그림 5와 같은 애드혹 망에서 최소 개수의 CDS는 {E, F, I} 이다. 전체 네트워크에서 이들 세 노드만이 활성 모드로 동작하게 된다.

그러나 전체 네트워크의 트래픽이 일부 게이트웨이 노드에 집중되면, 해당 노드에 과부하가 발생할 뿐만 아니라 무선 채널 확보 경쟁도 불가피해지는 등 전체적인 네트워크 성능을 저하시키게 된다. 다시 말해 최소 개수의 노드로 CDS를 구성하면, 휴면 모드로 동작하는 비-CDS 노드들이 그만큼 증가하게 되어 전체 네트워크의 에너지 소모를 줄일 수 있겠지만, 트래픽 부하가 상대적으로 dominating 노

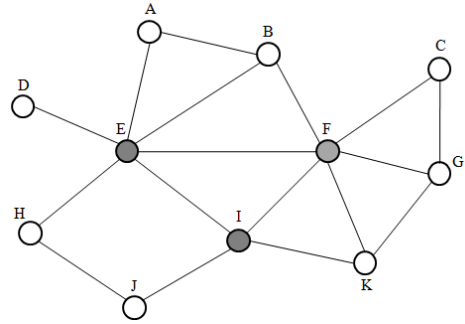


그림 5. 최소 개수 CDS

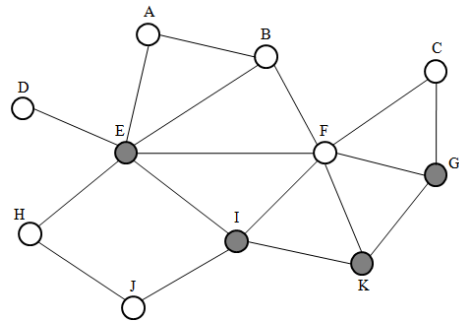


그림 6. 트래픽량을 고려한 CDS 구성

드에 집중되는 만큼 장애가 발생할 가능성도 그만큼 높아진다.

따라서 그림 6과 같이 CDS를 구성하면, dominating 노드 개수는 늘어나지만 트래픽 부하가 분산되는 효과를 얻게 된다. 즉 노드 F에 집중되었던 트래픽을 {K, G}로 분산시킬 수 있다. CDS인 {E, I, K, G}의 차수는 각각 6, 4, 3, 3으로써 평균 차수는 4가 된다(그림 5에서 dominating 노드의 평균 차수는 5.3). 물론 전달지연시간 등은 늘어날 가능성이 있기 때문에, 부하 균형(에너지 소비)과 전송 성능 관점에서 tradeoff가 필요하다.

3.2 부분 재구성을 통한 CDS 유지 알고리즘

애드혹 망에서 노드 u의 전송 범위 R 내에 노드 v가 놓여 있으면, 노드 v는 노드 u의 이웃 노드가 되며, 그래프 $G=(V, E)$ 로 표현할 때 두 노드 사이에는 간선이 존재한다.

$$E = \{(u, v) \in V^2 \mid d(u, v) \leq R\}$$

E와 V는 각각 간선 집합과 노드 집합이다. 노드 u의 이웃 노드 집합 N(u)는 아래와 같이 정의할 수

있다.

$$N(u) = \{v \in V \mid v \neq u \text{ AND } (u,v) \in E\}$$

3.1절에서 언급한 것처럼 노드 차수가 높으면 패킷 전송을 위한 중계 노드 역할 기회가 많아지기 때문에 임계 노드가 될 가능성도 높다. CDS를 구성하는 dominating 노드 중에 임계 노드가 발생했을 때, 부분 재구성을 통해 CDS를 유지하는 알고리즘(PRCDS, partial reconstruction of CDS)을 단계별로 상세히 설명하고자 한다. 그림 7(a)에서 노드 5의 배터리 잔량이 threshold 값 이하로 떨어졌을 때, 이웃 dominating 노드 {2, 7}에게 이 사실을 알린다(그림 7(b)). 여기서 장애가 발생한 임계 노드를 n_c 라 한다.

단계 1: n_c 가 cover하고 있던 이웃 노드에 대한 cover 여부 확인

$$N(n_c) = N(5) = \{2, 3, 4, 7, 8\}$$

이지만, 노드 2와 노드 7은 dominating 노드이며, 이들 노드가 {3, 4, 8}을 cover하고 있기 때문에, 추가로 cover해야 할 이웃 노드는 존재하지 않는다.

$$N(5) - N(2) \cap N(5) - N(7) \cap N(5) - \bigcup_{(5,j) \in E_d} j = \{2, 3, 4, 7, 8\} - \{3, 4\} - \{8\} - \{2, 7\} = \emptyset$$

여기서 E_d 는 CDS 구성에 포함된 간선 집합을

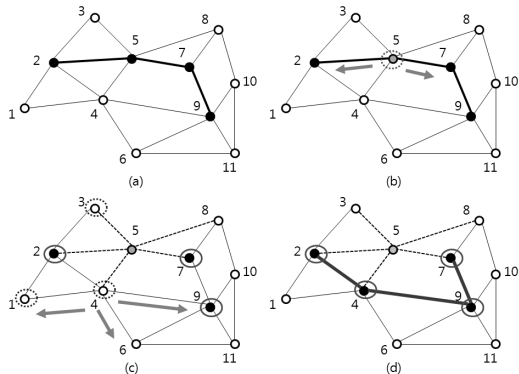


그림 7. CDS 부분 재구성 예

의미한다.

단계 2: dominating 노드간 연결성 유지를 위한 대체 노드 탐색

n_c 의 이웃 노드에 대해 대체 노드 탐색 프로세스를 진행한다. 만약 대체 노드를 찾지 못했다면, 2홉 이웃 노드에 대해 같은 프로세스를 반복한다. 2홉 이웃 노드까지 탐색 범위를 확장시켰음에도 발견 못했다면, 부분 재구성을 포기하고 CDS 전체 재구성을 시도한다.

1) dominating 노드 2번과 7번에서 각각 CDS 부분 재구성을 시작한다. dominating 노드 2와 dominating 노드 7의 이웃 노드를 통해서는 연결이 이루어지지 않는다(그림 7(c)).

$$N(2) \cap N(7) = \{1,3,4\} \cap \{8,9\} = \emptyset$$

2-1) dominating 노드 2의 이웃 노드의 이웃 노드, 즉 2홉 이웃 노드를 통해 dominating 노드 7의 이웃 노드와 연결이 가능한지 조사해 본다.

$$\bigcup_{e(2,j) \in E} N(j) \cap N(7) = \{2,4,6,9\} \cap \{8,9\} = \{9\}$$

2-2) 또는 dominating 노드 7의 2홉 이웃 노드를 통해 dominating 노드 2의 이웃 노드와 연결이 가능한지 조사해 본다.

$$N(2) \cap \bigcup_{e(7,k) \in E} N(k) = \{1,3,4\} \cap \{4,7,8,9,10,11\} = \{4\}$$

연결 가능한 대체 노드가 존재한다면 위 2가지 방식 중 어느 방식을 적용하는지에 상관없이 동일한 대체 노드를 찾을 수 있다(그림 7(d)). 만약 연결이 불가능할 경우 각 dominating 노드의 2홉 이웃 노드로 모두 확장시킨 상태에서 연결 가능성을 검색해야 한다.

$$\bigcup_{e(2,j) \in E} N(j) \cap \bigcup_{e(7,k) \in E} N(k)$$

단계 3: 대체 노드 선택

대체 노드가 여러 개 존재할 경우, 한 개의 노드를 선택하기 위한 우선권(priority)은 다음과 같이

정해진다. 아래 식에서 EL_i 와 ND_i 는 각각 노드 i 의 에너지 레벨 및 차수를 가리킨다. 아래 식에서 α 와 β 는 가중 인자이다.

$$P_i = \alpha \times EL_i + \beta \times ND_i$$

3.3 CDS 부분 재구성 주기

기존 방식에서 CDS 전체 재구성이 이루어지는 주기(그림 8(a))보다 훨씬 짧은 주기로 CDS 부분 재구성이 진행된다(그림 8(b)). 기존 방식에서는 CDS 재구성이 이루어지기 전까지는 비-CDS 노드들의 휴면 및 활동 모드 주기는 일정하게 유지된다. CDS 부분 재구성의 경우 재구성 주기가 단축되는 만큼, 비-CDS 노드들이 휴면 모드에 머무는 시간도 짧아지는 단점이 있다. 그러나 장애 발생 노드로부터 2홉 이내 거리에 위치한 노드들만을 사용하여 CDS 부분 재구성이 가능하기 때문에 재구성 시간은 훨씬 짧다. 실험 결과 CDS 전체 재구성에 걸리는 시간의 60~80%에 불과한 것으로 측정되었다.

그림 9의 예에서 dominating 노드 6에 장애가 발생하면, {3, 5}, {9}, {13}, {17, 19, 28, ...} 과 같이 4개의 부분 CDS로 분할된다. 대체 노드를 찾아 연결된 dominating set을 구성하기 위해 메시지가 전달되는 범위는 그림 9에 음영으로 표시한 원과 같다. 즉 전체 노드 45개 중 20개에 해당하며, 이는 전체 노드 수의 44%에 불과하다. 일반적으로 장애 노드와 직접 연결된 dominating 노드 수에 따라 부분 재구성 영역의 크기가 달라진다.

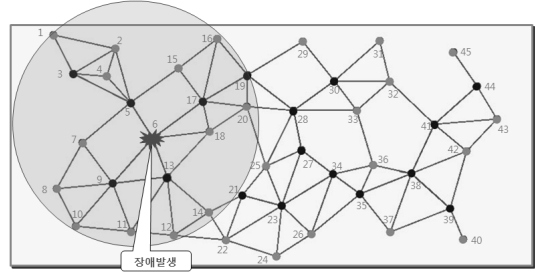


그림 9. 장애 노드 발생시 CDS 부분 재구성 영역

IV. 실험 결과 및 분석

본 논문에서 제안한 CDS 부분 재구성 알고리즘인 PRCDs의 성능 평가를 위한 실험은 2단계로 진행하였다. 먼저 CDS 전체 재구성 방식에 비해 PRCDs 방식을 적용할 경우 dominating 노드 수가 얼마나 늘어나는가를 비교 분석해 보았다. 이어서 전체 네트워크의 생존시간이나 throughput 측면에서 PRCDs 방식과 기존 방식에 대한 성능 비교 평가를 진행하였다.

4.1 부분 재구성에 따른 CDS구성 노드 수 변화

그림 10에 보인 것처럼, CDS 부분 재구성에 따른 dominating 노드 수 변화 여부를 측정하기 위한 프로그램을 별도로 제작하였다. 본 논문에서 제안한 PRCDs 알고리즘과의 성능 비교를 위하여 Guha 등이 제안한 알고리즘(approximation algorithm for CDS)^[14]과 Wu가 제안한 알고리즘(SDAA)^[14]을 함께 구현하였다. 이 실험에 사용된 파라미터는 표 1과 같다.

그림 10은 애드혹 망 그래프에 SDAA를 적용한 결과이다. 그림 10에서 검은색 노드는 dominating 노드를 나타낸다. 그림 11에 보인 것처럼 장애 노드가 발생했을 때(실선의 큰 원으로 표시), PRCDs와 기존 CDS 전체 재구성 알고리즘을 각각 적용했을 때 CDS 구성 노드 수 변화 결과를 표 2에 요약하였다.

표 1. 시뮬레이션 파라미터 설정

파라미터	값
네트워크 크기	1,500m × 750m
노드 수	45개, 60개, 75개, 90개
매치 방식	무작위 매치(random)
전송 거리	250m

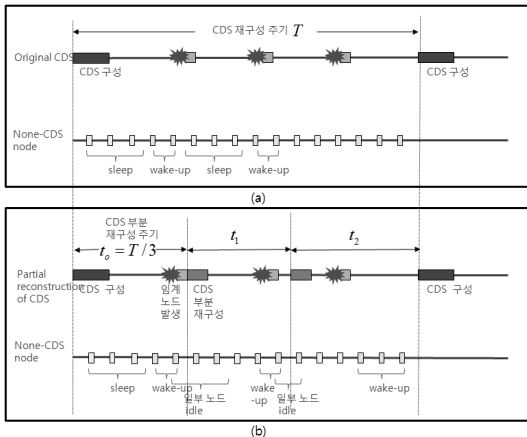


그림 8. CDS 재구성 주기 예: (a)기존 방식, (b) 부분 재구성 방식

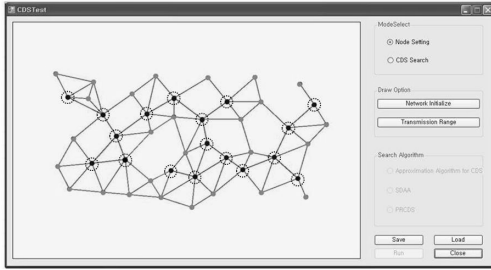


그림 10. 알고리즘별 CDS 구성 노드 수 변화 측정을 위한 토폴로지 예

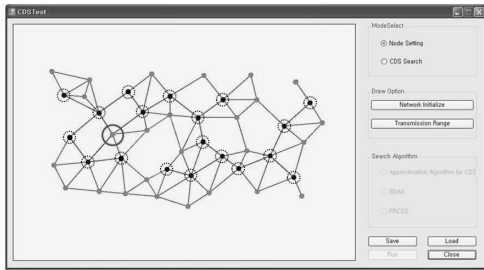


그림 11. 장애노드 발생시 CDS 재구성 결과

표 2. 노드 수 변화에 따른 CDS 구성 노드 수(단위: 개)

노드 수(개)	AA for CDS[14]	SDAA[4]	PRCDS
45	24	19	19
60	32	25	26
75	39	28	28
90	48	39	39

전체 재구성 알고리즘과 비교했을 때 SDAA 방식과 큰 차이가 나타나지 않았다. 즉 부분 재구성을 하더라도 CDS 구성 노드 수는 크게 늘어나지 않음을 알 수 있다. 반면 재구성 범위를 효과적으로 제한함에 따라 CDS 구성을 위한 메시지 교환 복잡도 및 알고리즘 실행 시간은 훨씬 유리하다. 표 2의 “AA for CDS” 방식은 Guha 등이 원래 제안한 방식을 분산 환경에 맞게 개선한 알고리즘으로써 노드 수가 많아짐에 따라 오히려 CDS 구성 노드가 크게 늘어남을 알 수 있다.

4.2 시뮬레이터를 사용한 성능 평가

패킷 수신율 및 노드당 평균 에너지 소비율 등 평가 요소를 사용하여 PRCDS의 성능을 측정하였다. 이를 위해 상용 네트워크 시뮬레이터인 QualNet^[15]을 사용하였으며, 시뮬레이션에 사용된 파라미터 설

표 3. 시뮬레이션 환경 설정

구분	값
시뮬레이터	QualNet Exata 2.0
네트워크 크기	1,500m × 1,500m
대역폭	2 Mbps
노드 수	36 ~ 121개
배치 방식	무작위 배치(random)
전송 거리	250m
시뮬레이션 시간	600 초
노드 이동 방향	무작위(random)
라우팅 프로토콜	SDAA, CARCODS, PRCDS
트래픽	512바이트 패킷 크기의 CBR
배터리	600 mW

정은 표 3과 같다. 시뮬레이션을 위해 사각형 모양의 네트워크에서 각 모서리에 놓인 양 노드 간에 대각선 형태의 트래픽을 발생시켰다. 또한, 노드 이동을 위해 정지 시간(pause time)을 0~600초 사이에서 설정하였다. 정지 시간이 600초라는 것은 노드가 정지 상태에 있음을 의미한다. 정지 시간이 0초일 경우 노드가 멈추지 않고 계속 이동 중임을 의미한다.

4.2.1 노드 이동성에 따른 성능 평가

그림 12에 보인 것처럼 이동성이 낮은 구간(정지 시간이 450~600초)에서는 세 가지 알고리즘이 거의 비슷한 패킷 수신율을 보인다. 그러나 정지 시간이 0초에 가까워질수록(즉 이동성이 높아질수록) SDAA와 CARCODS의 패킷 수신율은 급격히 저하됨을 알 수 있다. 노드들의 이동성이 증가하면 네트워크 토폴로지 역시 급격히 변화하게 된다. 이 때 기존 CDS에 속해 있던 dominating 노드들이 움직임에 따라 기존 라우팅 경로가 손상되어, 이를 복구하기

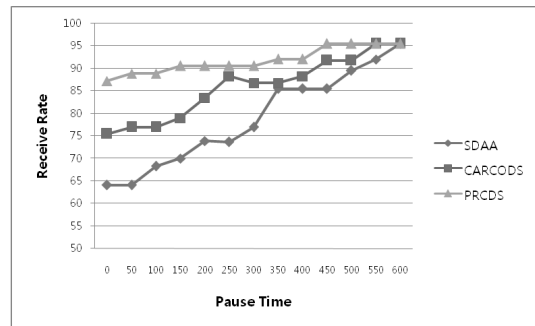


그림 12. 노드 이동성에 따른 패킷 수신률

위해 CDS 재구성 과정이 자주 발생하기 때문이다. CDS를 전체 재구성해야 하는 SDAA와 CARCODS 알고리즘의 경우, 이웃 노드 정보 교환을 위한 제어 패킷이 전체 네트워크에 걸쳐 플러딩된다. 이러한 메시지 오버헤드는 전체 네트워크의 패킷 수신률에 악영향을 미치게 된다.

또한 노드의 이동성에 따른 전력 소모량은, 그림 13에 보인 것처럼, PRCDS가 유리한 결과를 나타냈지만, 세 알고리즘간에 유의미한 차이는 발생하지 않았다. PRCDS 방식이 CDS 전체 재구성 알고리즘보다 더 빈번하게 휴면 상태의 노드를 활동 상태로 전환시키기 때문에 전력 소모가 더 클 것으로 예상되었지만, 그 효과는 미미한 것으로 나타났다. 오히려 전체 재구성 과정에서 제어 패킷 플러딩으로

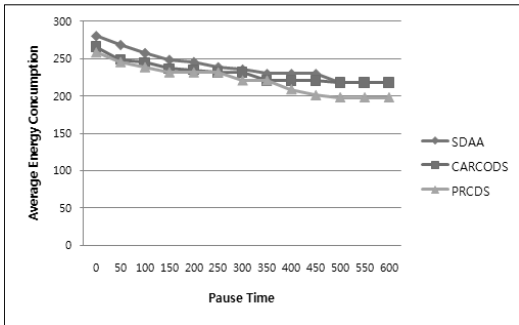


그림 13. 노드 이동성에 따른 에너지 소비

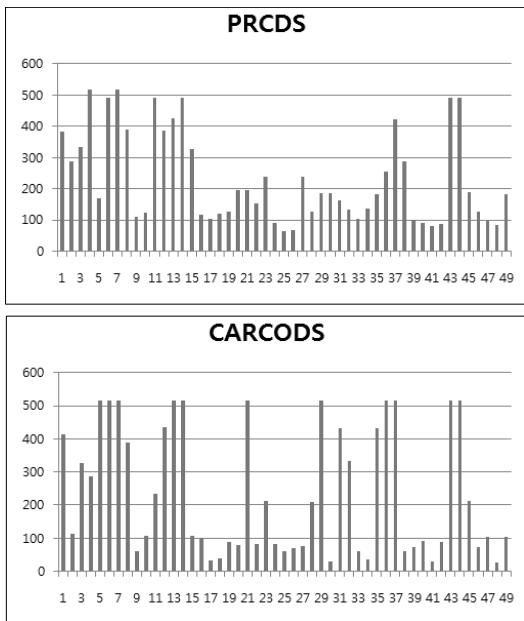


그림 14. 각 노드의 배터리 잔량 비교

인한 전력 소모가 이보다 더 큰 것으로 나타났다.

그림 14에서 알 수 있는 것처럼 각 노드의 배터리 잔량은 CARCODS 방식에 비해 PRCDS 방식에서 거의 일정하게 남아 있음을 알 수 있다. 즉 상대적으로 임계 노드가 발생할 가능성이 적어 부분 네트워크가 발생할 가능성이 낮음을 알 수 있다.

V. 결 론

본 논문에서는 CDS 기반 라우팅 프로토콜 적용 시 임계 노드 발생 등으로 인한 문제에 효과적으로 대처하기 위한 CDS 부분 재구성 알고리즘을 제안하였다. CDS 구성에 포함된 dominating 노드들은 백본망을 구성하는 일종의 계CD웨이 노드이기 때문에 장애가 발생하거나 이동성으로 인해 링크 단절이 발생했을 경우 전체 라우팅 성능에 심각한 영향을 미치게 된다. 따라서 임계 노드 발생시 CDS 전체 재구성을 시도하는 대신 CDS 부분 재구성을 통해 대체 노드를 발견해 dominating 노드간 연결성을 유지하려고 하는 것이다.

CDS 부분 재구성 알고리즘인 PRCDS 방식은 임계 노드를 기준으로 2홉 거리 이내의 이웃 노드 중에서 대체 노드를 찾으려고 시도하기 때문에 제어 메시지가 전체 네트워크로 플러딩되는 것을 방지할 수 있다. 다만, PRCDS 적용 주기가 기존 CDS 전체 재구성 주기보다 짧기 때문에 휴면 상태에 있는 노드들이 대기 상태로 전환되는 빈도가 높은 단점이 있다. 그러나 실험 결과 PRCDS 방식이 기존 방식에 비해 전력 소모 측면에서 유리하며, 노드당 평균 전력 소비도 상대적으로 균등하게 이루어짐을 알 수 있다. 뿐만 아니라 PRCDS를 적용한 CDS 부분 재구성 시에도 dominating 노드 수가 크게 증가하지 않음을 확인하였다.

본 논문에서 제안한 PRCDS 방식을 패킷 수신률 및 전력 소비 등의 평가 요소에 대해 기존 CDS 전체 재구성 방식과 비교했을 때, 특히 노드 이동성이 높아질수록 더 나은 결과를 보였다.

참 고 문 헌

- [1] C. E. Jones, K. M. Sivalingam, P. Agrawal, and J. C. Chen, "A survey of energy efficient network protocols for wireless networks," *Wireless Networks*, Vol.7, No.4, pp.343-358, Asug., 2001.

- [2] Ning Li, Jennifer C. Hou and Lui Sha, "Design and Analysis of an MST-Based Topology Control Algorithm," IEEE INFOCOM, pp.1702-1712, 2003.
- [3] L. Li, J. Halpern, P. Bahl, Y. M. Yang, and R. Wattenhofer, "Analysis of a cone-based distributed topology control algorithm for wireless multi-hop networks," Proc., ACM Symp., Principles of Distributed Computing (PODC), Aug., 2001.
- [4] J. Wu, F. Dai, M. Gao, and I. Stojmenovic, "On Calculating Power-Aware Connected Domination Sets for Efficient Routing in Ad Hoc Wireless Networks", Journal of communications and networks Vol.4, No.1, March, 2002.
- [5] H-S. Cho and S-J. Yoo, "Power, mobility and wireless channel condition aware connected dominating set construction algorithm in the wireless ad-hoc network", 통신학회 논문지 Vol.30 No.5B, May, 2005.
- [6] J. Blum, M. Ding, A. Thaler, and X. Cheng, "Connected Dominating Set in Sensor Networks and MANETs," Handbook of Combinatorial Optimization, Kluwer Academic Publishers, pp.329-369, 2004.
- [7] Guoliang Xing, Chenyang Lu, Ying Zhang, Qingfeng Huang, and Robert Pless, "Minimum power configuration in wireless sensor networks," MobiHoc'05, 2005.
- [8] W. Heinzelman, A. Chandrakasan, and H. Balakrishnan, "Energy-efficient communication protocols for wireless microsensor networks," in Proc. Hawaiian Int. Conf. Systems Science, Jan., 2000.
- [9] Y. Xu, J. Heidemann, and D. Estrin, "Geography-informed energy conservation for ad hoc routing," Proc. 7th ACM Int. Conf. Mobile Computing and Networking, pp.70-84, July, 2001.
- [10] Douglas M. Blough, Mauro Leoncini, and Paolo Santi, "The k-Neighbors Approach to Interference Bounded and Symmetry Topology Control in Ad Hoc Networks", IEEE Trans. on Mobile Computing, pp.1267-1282, Vol.5, No.9, Sept., 2006.
- [11] Jie Gao and Li Zhang, "Load-balanced short-path routing in wireless networks", IEEE Trans. on Parallel and Distributed Systems, Vol.17, No.4, pp.377-388, 2006.
- [12] S. Narayanaswamy, V. Kawadia, R. S. Sreenivas, and P. R. Kumar "Power control in ad-hoc networks: Theory, architecture, algorithm and implementation of the COMPOW protocol," Proc. Euro Wireless, pp.156-162, Feb., 2002.
- [13] S. Guha and S. Khuller, "Approximation algorithms for connected dominating sets," Algorithmica, 20(4), pp.374-387, Apr., 1998.
- [14] D. Sivakumar, B. Das, and V. Bharghavan, "An improved Spine-based Infrastructure for Routing in Ad-hoc Networks", IEEE Symposium on Computers and Communications, June, 1998.
- [15] <http://www.scalable-networks.com>

홍 윤 식 (Youn-Sik Hong)

정회원



1983년 2월 한양대학교 전자공학과(공학사) 전자공학과
1985년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과(공학석사)
1989년 2월 한국과학기술원 전기및전자공학과(공학박사)
1991년 8월~현재 인천대학교 컴

퓨터공학과 교수

<관심분야> 모바일 컴퓨팅, 유비쿼터스 센서 네트워크(USN)

임 화 석 (Hwa-Seok Lim)

정회원



2008년 8월 인천대학교 컴퓨터공학과(공학사)
2010년 8월 인천대학교 대학원 컴퓨터공학과(공학석사)

2010년 10월~현재 E0 technics, 기술연구소 S/W그룹

<관심분야> 모바일 네트워크의

라우팅 프로토콜