

다중-홉 무선 네트워크 환경에서 수명 최대화를 위한 라우팅 알고리즘

(Lifetime Maximizing Routing Algorithm for Multi-hop Wireless Networks)

이 건택[†] 한승재^{**} 박선주^{***}
(Keontaek Lee) (Seungjae Han) (Sunju Park)

요약 무선 메쉬 네트워크나 무선 센서 네트워크와 같은 다중-홉(Multi-hop) 무선 네트워크에서는 노드들이 배터리를 이용하여 작동하는 경우가 많기 때문에 에너지 효율적인 라우팅이 중요한 문제이다. 지금까지 가장 에너지 효율적인 경로를 찾는 여러 기법들이 제안되었지만 이런 방식은 찾아낸 경로만을 사용함으로써 그 경로 상의 노드들의 에너지가 집중적으로 소모되어 네트워크의 전체적인 수명(lifetime)을 최대화하지 못한다는 단점을 가진다. 또한 이런 단점에 착안하여 네트워크의 수명을 최대화하기 위해 여러 개의 경로들을 변경해가며 사용하는 기법들 역시 제안되었지만 경로 설정 및 변경 시에 발생하는 오버헤드가 크다는 한계를 가지고 있다. 본 논문은 선형 프로그래밍(Linear Programming)을 이용하여 네트워크의 수명을 최대화시키는 다중 최적 라우팅을 구하고 그 결과에 단일 최적 라우팅을 구하는 근사 알고리즘(approximation algorithm)을 적용하는 방식을 제안한다. 시뮬레이션을 통해 제안한 방식의 성능을 기존의 다른 기법들의 성능과 비교한다.

키워드 : 다중-홉 무선 네트워크, 수명 최대화, 라우팅, 근사 알고리즘

Abstract In multi-hop wireless networks like Wireless Mesh Networks (WMN) and Wireless Sensor Networks (WSN), nodes often rely on batteries as their power source. In such cases, energy efficient routing is critical. Many schemes have been proposed to find the most energy efficient path, but most of them do not achieve optimality on network lifetime. Once found, the energy efficient path is constantly used such that the energy of the nodes on the path is depleted quickly. As an alternative, the approaches that dynamically change the path at run time have also been proposed. These approaches, however, involve high overhead of establishing multiple paths. In this paper, we first find an optimal multi-path routing using LP. Then we apply an approximation algorithm to derive a near-optimal solution for single-path routing. We compare the performance of the proposed scheme with several other existing algorithms through simulation.

Key words : Multi-hop wireless networks, lifetime maximization, routing, approximation algorithm

· 이 논문은 2008년도 정부(과학기술부)의 재원으로 한국과학재단의 지원을 받아 수행된 연구임(No. R01-2006-000-10864-0).

† 학생회원 : 연세대학교 컴퓨터과학과
klee@cs.yonsei.ac.kr
** 종신회원 : 연세대학교 컴퓨터과학과 교수
sjhan@cs.yonsei.ac.kr
*** 종신회원 : 연세대학교 경영학과 교수
boxenju@yonsei.ac.kr

논문접수 : 2007년 10월 29일
심사완료 : 2008년 5월 7일

Copyright© 2008 한국정보과학회 : 개인 목적이나 교육 목적인 경우, 이 저작물의 전체 또는 일부에 대한 복사본 혹은 디지털 사본의 제작을 허가합니다. 이 때, 사본은 상업적 수단으로 사용할 수 없으며 첫 페이지에 본 문구와 출처를 반드시 명시해야 합니다. 이 외의 목적으로 복제, 배포, 출판, 전송 등 모든 유형의 사용행위를 하는 경우에 대하여는 사전에 허가를 얻고 비용을 지불해야 합니다.

정보과학회논문지 : 정보통신 제35권 제4호(2008.8)

1. 서론

무선 통신 기술의 급격한 발전은 무선 메쉬 네트워크(Wireless Mesh Networks: WMN)나 무선 센서 네트워크(Wireless Sensor Networks: WSN)와 같은 새로운 형태의 다중-홉 무선 네트워크의 등장으로 이어졌다. 무선 메쉬 네트워크와 무선 센서 네트워크는 무선 감시 네트워크(wireless surveillance networks), 재해 복구 네트워크(disaster recovery networks), 무선 인프라 네트워크(wireless infrastructure networks) 등 유용한 어플리케이션들에 사용될 수 있기 때문에 많은 관심을 받게 되었고 자연스럽게 이들에 관한 연구가 여러 측면에서

활발하게 이루어졌다.

다중-홉 무선 네트워크 환경에서 네트워크를 이루는 노드(node)들은 배터리를 통해 전력을 공급 받는 경우가 많다. 하지만 현재의 배터리 기술은 앞서 언급된 어플리케이션들이 충분히 오래 작동할 수 있을 만큼의 전력을 공급할 정도로 발전하지 못했고, 설치되어 있는 네트워크의 배터리를 일일이 교체해 주는 작업은 현실적으로 무리가 있다. 또한 노드의 배터리를 가장 많이 소모시키는 요인이 무선 통신이라는 것은 이미 널리 알려져 있는 사실이다. 따라서, 다중-홉 무선 네트워크에서의 에너지 효율적인 통신 방법, 특히 라우팅은 가장 중요한 문제들 중 하나로 인식되어 많은 연구가 이루어졌다.

에너지 효율적인 라우팅 기법들의 최근 흐름은 크게 두 가지로 나뉘볼 수 있다. 첫 번째는 각 소스(source)로부터 목적지(destination)까지의 가장 에너지 효율적인 경로를 찾아 그 경로를 통해 전송을 하는 방식이다. 하지만 이 방법은 찾아낸 경로만을 계속 사용하기 때문에 그 경로 상의 노드들의 에너지가 빠르게 고갈되어 동작할 수 없게 되고, 결국 네트워크 분할로 이어지는 단점이 있다. 두 번째는 위에서 언급한 첫 번째 방식의 단점을 극복하기 위해 소스로부터 목적지까지의 경로를 하나가 아닌 여러 개로 설정해 두고 그 중에 한 경로를 선택하여 그 경로를 통해 전송을 하다가, 첫 번째로 사용하던 경로 상의 노드들의 에너지가 많이 소모되게 되면 다른 경로로 바꾸어 사용함으로써 전체적인 네트워크의 수명을 최대화하는 방식이다. 두 번째 방식은 첫 번째 방식에 비해 네트워크의 수명 측면에서는 분명한 장점이 있지만 경로를 설정하고 변경하는데 따르는 오버헤드가 크다는 단점이 있다.

본 논문은 네트워크의 수명을 최대화하기 위한 방법으로 선형 프로그래밍(Linear Programming)을 이용하여 네트워크의 수명을 최대화시키는 다중 경로(multi path) fractional solution을 찾고 그 결과를 이용하여 최적에 가까운 성능을 보이는 단일 경로(single path) 근사 알고리즘(approximation algorithm)을 적용한다. 우리가 제안한 라우팅 기법은 기본적으로 효율적인 경로를 찾는다는 면에서 기존의 첫 번째 방식과 공통점이 있다. 하지만 여러 개의 목적지가 존재하는 네트워크에서 소스로부터 각 목적지까지의 가장 에너지 효율적인 경로를 하나하나 찾는 것이 아니라 여러 목적지까지 가는 경로들 중 일부의 경로에 트래픽이 집중되지 않도록 효과적으로 트래픽을 고르게 분포시킬 수 있는 경로를 찾기 때문에 전체적인 네트워크의 수명을 최대화할 수 있다. 또한 기존의 두 번째 방식처럼 여러 개의 경로를 설정해 두고 경로를 바꿔가며 라우팅하는 방식이 아니기 때문에 경로 설정 및 변경에 따르는 오버헤드도 없

다. 우리는 제안한 알고리즘이 네트워크의 수명 측면에서 가장 에너지 효율적인 경로를 찾는 기존의 첫 번째 방식보다 성능이 월등히 뛰어나며, 경로 변경의 오버헤드 없이도 여러 경로를 바꿔가며 사용하는 기존의 두 번째 방식과 비교해도 성능이 비슷하거나 뛰어난을 시뮬레이션을 통해 보일 것이다.

논문의 구성은 다음과 같다. 2장에서는 에너지 효율적인 라우팅에 관련하여 현재까지 제안된 방식들을 살펴본다. 3장에서는 이 논문이 겨냥하는 네트워크 모델을 소개한다. 4장에서는 본 논문에서 고려하고 있는 경로 선택 문제에 대해 기술한다. 5장에서는 본 논문에서 제안한 라우팅 알고리즘을 설명한다. 6장에서는 제안한 라우팅 알고리즘의 성능을 시뮬레이션을 통해 분석한다. 7장에서 결론을 맺는다.

2. 관련 연구

현재까지 무선 메쉬 네트워크, 무선 센서 네트워크와 같은 다중-홉 무선 네트워크에서의 에너지 효율적인 라우팅에 대해서 많은 연구가 이루어졌다. [1]에서는 무선 링크의 품질(quality)를 고려하여 불필요한 재전송을 막는 라우팅 기법을 제안했다. [2]와 [3]에서는 총 소모된 에너지를 줄이기 위해 링크 스케줄링과 파워 컨트롤을 고려한 라우팅 기법을 제안했다. 위의 연구들은 전체적인 에너지 소모를 줄이는 방법을 제시했지만 명시적으로 네트워크의 수명이나 각 노드를 지나는 트래픽을 최적화하려고 한 것은 아니다.

이외에도 노드들을 지나는 트래픽 흐름(traffic flow)을 고르게 분포시켜 네트워크의 수명을 최대화시키는 라우팅 기법들이 제안되었다. [4]와 [5]에서는 트리 구조를 이용하여 노드들의 에너지 소모를 고르게 하는 방법을 제안했다. [6]에서는 최적에 가까운 성능을 내는 휴리스틱 알고리즘을 통해 트래픽을 고르게 분포시키는 방법을 제안했다.

네트워크 동작 중에 경로를 바꿔가며 라우팅하는 다양한 기법들도 제안되었다. [7]에서는 각 노드들이 링크 코스트 테이블을 유지하면서 네트워크에 변화가 생길 때 이 테이블에 기반하여 경로를 변경함으로써 에너지 효율적으로 라우팅하는 방법을 제안했다. [8]에서는 전송할 때뿐만 아니라 수신할 때에도 에너지 소모가 일어남을 고려하였고 남아있는 에너지의 양을 기반으로 경로를 바꾸는 방법을 제안했다. [9]에서는 마찬가지로 남아있는 에너지의 양을 기반으로 경로를 바꾸지만 배터리의 특성을 고려한 방법을 제안하였다. [10]과 [11]에서는 소스가 네트워크 전체에 대한 정보를 가지고 상황에 맞게 여러 경로를 선택하는 방법을 제안했다. 한편 [11]에서는 센서 네트워크에서의 데이터 통합(fusion)

측면에 초점을 맞춰 통합이 필요한지 않은지를 판단하여 에너지 소모를 줄이는 방식을 제안하였다.

3. 네트워크 모델

무방향(unidirectional) 그래프 $G(V, E)$ 가 정적인 다중-홉 무선 네트워크를 나타낸다고 하자. 여기서 V 는 그래프의 노드들의 집합을 나타낸다. 노드들 중 일부는 Access Point(AP)라 불리고 고정된 인프라와 직접적으로 연결되어 주변의 다른 무선 노드들을 위한 게이트웨이의 역할을 한다. 이런 AP들의 집합을 A 라 하자. $U = V - A$ 는 non-AP 노드들을 나타낸다. 각 non-AP 노드들은 다른 노드들을 위해서 중계(relay) 노드의 역할을 하게 된다. 본 논문에서는 어떤 주어진 순간에 하나의 무선 채널을 통해서 오직 전송이나 수신 둘 중 하나의 동작만을 할 수 있는 라디오 송수신기(transceiver)를 고려하고 있으며, 모든 패킷들은 똑같은 파워로 전송된다고 가정한다. 데이터 통신에 사용될 수 있는 무선 채널의 데이터 전송 용량은 W 라 한다. 노드 $v \in V$ 의 전송 범위 안에 있는 이웃 노드들의 집합은 $N(v)$ 라 하고 v 는 이에 포함되지 않는다. v 와 모든 노드 $u \in N(v)$ 사이에는 간선 (u, v) 로 표현되는 양방향의 무선 링크가 존재한다고 가정하며, 각 간선은 간선들의 집합인 E 에 포함된다. 본 논문에서는 하향 트래픽(down link traffic)만을 고려하고 있으며, 노드를 향해 전송된 각 트래픽 흐름(traffic flow)은 반드시 AP를 통하여 가게 된다.

각각의 non-AP 노드 $v \in V$ 는 배터리를 통해 에너지를 얻게 되는데 이때의 초기 에너지 수준을 $b_v \in \mathcal{Z}^+$ 라 한다. 또한 각각의 노드 v 의 평균 전송율 요구는 $d_v \in \mathcal{Z}^+$ 로 표현된다.

모델을 단순화하기 위해 노드로부터 다른 노드로의 전송과 수신은 같은 양의 에너지를 소비한다고 가정한다. 또한 데이터를 전송하지 않는 유힬(idle) 상태의 노드는 무시해도 좋을 정도의 에너지를 소비한다고 가정한다.

4. 단일 경로 선택 문제

이 장에서는 우리가 고려하고 있는 경로 선택 문제에 대해 기술한다. 각 목적지까지의 경로는 단일 경로(single path)로 설정한다. 단일 경로 접근법은 다중 경로(multi path) 접근법에 비해 두 가지 장점을 가진다. 첫 번째 장점은 트래픽 컨트롤을 단순화할 수 있다는 점이고, 두 번째 장점은 패킷의 순서를 유지할 수 있다는 점이다.

그래프 $G(V, E)$ 와 AP들의 집합인 A , non-AP 노드들의 집합인 $U = V - A$ 를 고려하자. 노드 $v \in V$ 의 초

기 에너지 수준과 평균 전송율 요구를 각각 b_v 와 d_v 라 하자. 우리는 모든 노드 $v \in V$ 에 대해 AP들 중 하나로부터 자신까지의 단일 경로이자 크기가 d_v 인 트래픽 흐름을 유지하고 있는, route selection이라 불리는 경로(P_v)들의 집합 $\{P_v\}$ 를 계산한다.

F_v 가 v 로 들어오는 트래픽 흐름(f_{in})과 v 로부터 나가는 트래픽 흐름(f_{out})의 총합이라고 할 때, 네트워크의 노드들은 다음의 두 제약 조건을 만족해야 한다.

1. 각 AP $a \in A$ 에 해당하는 F_a 는 최대 W 이다.
2. 각 non-AP 노드 $v \in V$ 에 해당하는 f_{out} 는 최대 $(W - d_v)/2$ 이다.

앞에서 언급했듯이 AP들은 트래픽 흐름의 소스 역할을 한다. 결과적으로 트래픽 흐름은 링크 수용력 W 에 의해 한정되게 된다. 또한 중계 역할을 하는 각각의 노드 $v \in V$ 를 통해 들어오는 트래픽의 크기는 $(f_{out} + d_v)$ 이고, 나가는 트래픽의 크기는 f_{out} 이므로, 이들의 트래픽 흐름은 $W \geq 2 \cdot f_{out} + d_v$ 로 한정된다. 위의 두 제약 조건들은 선택된 경로들을 따라가는 트래픽 흐름이 무선 채널 용량 W 를 초과하지 않도록 하는 역할을 한다.

우리는 간섭(interference)은 고려하지 않는다. 예를 들어, 네트워크가 다른 주파수의 사용 혹은 직교(orthogonal) CDMA 코드의 사용과 같은 어떤 간섭 감소(interference mitigation) 방법이나 간섭이 없는(non-interference) 다중 채널을 지원한다고 가정한다.

본 논문이 다루는 경로 선택 문제의 목적은 네트워크의 수명을 최대화하는 것이다. 이는 모든 노드 $v \in U$ 의 b_v / F_v 의 최소 값을 최대화함으로써 이루어진다. 이 문제는 다음과 같은 형식으로 명확히 제시된다. 주어진 그래프 $G(V, E)$ 와 AP들의 집합 A , 무선 채널 수용력 W , $U = V - A$ 일 때, 모든 노드 $v \in U$ 의 평균 전송율 요구 d_v 와 초기 에너지 수준 b_v 에 대해, 경로 선택 문제는 $\min_{v \in U} b_v / F_v$ 를 최대화하는 route selection을 찾는다.

5. 라우팅 알고리즘

본 논문에서 제안한 알고리즘은 두 개의 단계로 이루어져 있다. 첫 번째 단계에서 알고리즘은 각 평균 전송율 요구 d_v 를 작은 트래픽 흐름으로 나누어 서로 다른 경로를 통해 보내는 fractional solution을 계산한다. Fractional solution은 splittable flow solution이라 하기도 한다. Fractional 라우팅 문제는 노드들의 최소 수명을 최대화하는 단일-소스 다중-목적지 트래픽 흐름 문제로 공식화된다. 다음 단계에서 우리는 rounding 알고리즘을 사용하여 각 평균 전송율 요구가 단일 경로로 가는 integral solution을 찾는다. Integral solution은 unsplittable flow solution이라 하기도 한다. 두 번째 단계는 Diniz, Garg and Goemans[13]의 단일-소스

unsplittable flow 알고리즘을 바탕으로 이루어진다. 필요에 의해 우리는 그래프 $G(V, E)$ 에 모든 AP들과 연결되어있는 간선을 가진 보조(auxiliary) 노드 s 를 추가한다. 노드 s 는 네트워크에 존재하는 모든 노드로의 트래픽 흐름의 소스 역할을 하게 된다. 하지만 이 노드는 보조 노드이기 때문에 어떤 제약 조건도 충족시킬 필요가 없다.

5.1 Fractional Solution

우선 AP로부터 각 노드 $v \in U$ 로 가는 평균 전송을 요구가 d_v 인 트래픽 흐름일 때를 고려한다. 모든 AP $a \in A$ 의 평균 전송을 요구 $d_a = 0$ 이라고 하자. 노드 v 로부터 노드 u 까지 링크 (v, u) 를 통해 나가는 트래픽 흐름을 $f_{v,u}$ 라 하고 노드 v 를 통해 들어오고 나가는 모든 트래픽 흐름의 총합을 F_v 라고 한다. 우리의 목표는 앞에서 언급했듯이 $\min_{v \in U} b_v / F_v$ 로 정의되어 있는 네트워크의 수명을 최대화하는 것이다. 여기서 트래픽 흐름이 변수이기 때문에 이 목표 함수(objective function)는 선형(linear)이 아니다. 우리는 이 문제를 네트워크 수명의 역(inverse)인 보조 변수 Y_{max} 를 도입하여 해결한다. 즉 $Y_{max} = \max_{v \in U} F_v / b_v$ 이다. 이제 fractional 라우팅 문제는 다음과 같은 선형 프로그램으로 공식화할 수 있다.

$$\min Y_{max}$$

subject to:

$$\forall v \in U : Y_{max} \geq \left(d_v + 2 \cdot \sum_{u \in N(v)} f_{v,u} \right) / b_v \quad (1)$$

$$\forall v \in V - \{s\} : \sum_{u \in N(v)} f_{u,v} = d_v + \sum_{u \in N(v)} f_{v,u} \quad (2)$$

$$\forall a \in A : W \geq \sum_{u \in N(a)} f_{a,u} \quad (3)$$

$$\forall v \in U : (W - d_v) / 2 \geq \sum_{u \in N(v)} f_{v,u} \quad (4)$$

$$\forall (u, v) \in E : f_{u,v} \geq 0, f_{v,u} \geq 0 \quad (5)$$

위의 공식에서 제약 조건 1은 모든 노드 $v \in U$ 에 대해 수명의 역이 Y_{max} 라는 상한(upper bound)에 의해 한정됨을 보장한다. 제약 조건 2는 flow conservation requirement로 노드 v 가 받는 트래픽 흐름의 크기는 정확히 d_v 가 됨을 보장한다. 추가적으로 제약 조건 2는 소스 노드인 s 로부터 전송되는 트래픽 흐름의 총합이 $\sum_{v \in U} d_v$ 가 됨을 보장한다. 제약 조건 3과 4는 4장에서 언급된 두 개의 제약 조건을 보장한다. 마지막으로 제약 조건 5는 모든 트래픽 흐름이 0 이상이 됨을 보장한다.

Example 1. 그림 1은 AP가 오직 하나인 단순화된 네트워크를 보여주고 있다. 이 예에서 각각의 노드들은

같은 초기 에너지 수준 $b_v = 120$ 을 가지고 있고 평균 전송을 요구는 각각 $d_b = 3, d_c = 4, d_h = 3$, 그리고 $d_i = 2$ 이다. 단순화를 위해 이외의 다른 노드들 $\{c, d, e, f\}$ 의 평균 전송을 요구는 0이라 가정한다. 그림 1의 (a)는 주어진 그래프에서의 fractional solution을 보여준다. 여기서 AP인 a 는 소스 노드의 역할도 한다. 즉 그림 1에서 소스 노드 s 는 생략되어 있다. 노드 c 를 통해 전송, 수신되는 트래픽의 크기가 12로 최대임을 볼 수 있다. 그러므로 이 예에서의 최대 네트워크 수명은 $120/12 = 10$ 이다.

5.2 Integral Solution

Fractional solution을 얻어 낸 뒤에 우리는 rounding 알고리즘을 사용하여 integral solution을 얻어 낸다. Fractional solution에 의해 얻어진(그림 1의 (a)와 같은) 방향성 그래프(directed graph)를 $G'(V, E')$ 라 한다. 방향성 링크(directed link) $(u, v) \in E'$ 는 오직 u 로부터 v 까지의 트래픽 흐름이 양의 값을 가질 때에만 G' 에 포함된다. 이처럼 양의 값을 가지는 트래픽 흐름만 남겨두는 트래픽 흐름 해체 과정을 통해 방향성 사이클(directed cycle)이 모두 삭제되었기 때문에 우리는 일반성을 해치지 않으면서도 $G'(V, E')$ 가 비순환(acyclic) 그래프라고 가정할 수 있다. 이제 우리는 구해진 그래프 G' 에 Dinitz et al.의 단일-소스 unsplittable flow 알고리즘을 적용한다. 이 알고리즘의 정확성과 성능 분석은 [13]에서 찾아 볼 수 있다.

Rounding 알고리즘에서는 토큰 t_v 라는 개념이 도입되는데 t_v 는 각 노드 $v \in U$ 의 크기가 d_v 인 트래픽 흐름을 나타낸다. Rounding 알고리즘은 토큰 t_v 들이 소스 노드인 a 에 도달할 때까지 거꾸로 이동시키면서 네트워크의 트래픽 흐름을 수정한다. 토큰 t_v 들이 간선 e 를

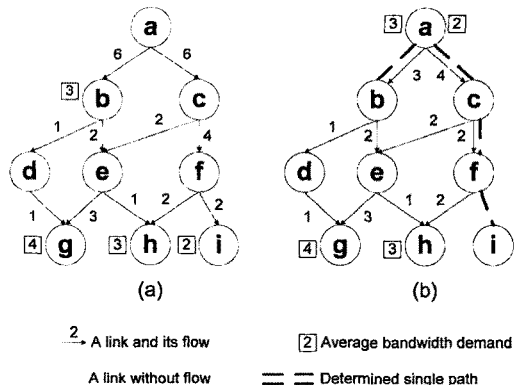


그림 1 AP가 하나인 네트워크에서의 routing selection. (a) Fractional solution의 예, (b) 준비 단계 수행의 예

따라 거꾸로 이동함에 따라 트래픽 흐름 F_e 는 d_0 만큼 감소되게 되고 트래픽 흐름이 0인 간선은 삭제된다. 그러므로 어떤 순간에서도 네트워크는 토큰들의 현재 위치에 대하여 flow conservation requirement를 만족시킬 수 있게 된다. 마지막으로 알고리즘은 소스 노드인 a 까지 이동한 토큰 t_0 의 이동경로를 모든 노드들 v 의 경로 P_v 로써 선택하게 된다.

이제 t_0 가 토큰 식별자(identifier)임과 동시에 토큰의 현재 위치를 나타낸다고 하자. 준비 단계(preliminary phase)에서 알고리즘은 모든 토큰 t_0 에 대해 트래픽 흐름의 크기가 노드 v 의 평균 전송을 요구인 d_0 보다 크거나 같은 진입 간선(incoming edge) $e = (u, t_0)$ 이 있는지 검사한다. 만약 그런 간선이 존재한다면, 알고리즘은 t_0 를 u 로 이동시키고 e 의 트래픽 흐름을 d_0 만큼 감소시킨다. 만약 e 에 더 이상 어떤 트래픽 흐름도 지나가지 않는다면 e 는 그래프로부터 삭제된다. 알고리즘은 이 과정을 가능한 한 많이 수행하고 아직 소스 노드 a 까지 오지 않은 토큰들만을 남긴다. 여기까지 나온 결과로부터 토큰들이 최소 2개 이상의 진입 간선을 가지는 노드에만 위치한다는 degree property를 유지한다는 점을 알 수 있다. 그림 1의 (a)에서 보여지는 fractional solution에 대한 준비 단계의 수행은 그림 1의 (b)에서 볼 수 있다.

다음으로 Rounding 알고리즘은 각각 3개의 단계로 이루어지는 반복(iteration)을 수행한다. 첫 번째 단계로 알고리즘은 alternating cycle을 찾고 두 번째 단계로 이 사이클을 따라 트래픽 흐름을 수정한 뒤, 세 번째 단계로 degree property를 유지하는 이동 규칙(movement rule)에 따라 토큰들을 옮긴다.

먼저 알고리즘은 그래프의 간선들을 순회하면서 alternating cycle을 만들어 낸다. 이 과정은 소스 노드인 a 에서 시작하여 가능한 한 오래 외향 간선(outgoing edge)를 따라 가며 forward path를 생성한다. 그래프가 비순환적이기 때문에 forward path는 반드시 토큰 t_0 가 위치해 있는 노드에서 끝나게 된다. 다음으로 알고리즘은 t_0 로부터 backward path를 생성한다. 현재 t_0 는 적어도 2개의 진입 간선을 가지고 있기 때문에 알고리즘은 그 중에서 아직 선택되지 않은, 즉 forward path에 포함되지 않은 경로를 선택하여 또 다른 외향 간선을 가진 첫 번째 노드가 나올 때 까지 경로를 따라간다. 이 노드를 u 라고 한다. 알고리즘은 다시 노드 u 로부터의 외향 간선을 따라 forward path를 생성하는 작업을 시작하고 이 작업은 이미 들렀던 노드에 도달할 때까지 계속된다. 이 노드를 w 라 하고 이로써 사이클이 만들어 진다. 생성된 사이클의 그림 2의 (a)와 (c)에서 볼 수 있듯이 forward path와 backward path가 번갈아 가며

나타나는 형태를 가진다.

다음 단계로 알고리즘은 flow conservation requirement를 유지하는 한도 내에서 작은 양의 트래픽 흐름을 forward path로부터 backward path로 옮김으로써 사이클 상의 트래픽 흐름을 수정한다. 알고리즘은 2개의 값을 계산하게 되는데 ϵ_f 와 ϵ_b 가 그것이다. ϵ_f 는 forward path에 포함되는 간선들 위를 지나는 트래픽 흐름 중 최소인 트래픽 흐름의 크기를 나타내고, ϵ_b 는 간선 (u, t_0) 위를 지나는 트래픽 흐름의 크기와 현재 t_0 가 위치해 있는 사이클에 포함된 노드의 평균 전송을 요구 d_0 와의 차(difference)의 최소값을 나타낸다. 단, 만약 사이클에 토큰이 하나도 없다면 ϵ_b 값은 무한대가 된다. 이제 forward path에서 backward path로 옮겨지는 트래픽 흐름의 크기는 ϵ_f 와 ϵ_b 둘 중 작은 값, 즉 $\min(\epsilon_f, \epsilon_b)$ 가 된다. 만약 ϵ_f 가 최소값으로 선택된다면 트래픽 흐름을 수정하는 과정 이후에 forward path에 속하는 간선들 중 하나를 지나는 트래픽 흐름이 0이 됨으로써 그 간선이 제거되게 된다. 반대의 경우라면 최소값은 backward path에 속하는 한 간선 (u, t_0) 로부터 얻어지게 되고, 트래픽 흐름을 수정하는 과정 이후에 이 경로를 지나는 트래픽 흐름의 크기는 d_0 가 되게 되며 알고리즘은 준비 단계를 다시 시작한다. 즉 토큰 t_0 는 backward path에 속하는 간선들을 따라 이동하게 되고 이 간선들은 그래프로부터 삭제되는 것이다. 알고리즘은 모든 토큰이 소스 노드 a 에 도달하게 되고 트래픽 흐름에 해당하는 각 경로들이 결정되면 끝나게 된다. Example 2는 알고리즘의 수행을 보여주는 예이다.

Example 2. 그림 2는 그림 1의 (a)에 나와있는 fractional solution에 대해 integral solution을 구하는 과정에서 rounding 알고리즘에 의해 이루어지는 몇 개의 단계들을 보여주고 있다. 그림 2의 (a)와 (c)는 2개의 구해진 alternating cycle을 나타내고, (b)와 (d)는 forward path로부터 backward path로 트래픽 흐름을 옮긴 결과를 나타낸다. 그림 2의 (b)에서는 2, (d)에서는 1만큼의 트래픽 흐름이 옮겨졌다. 트래픽 흐름을 수정하는 과정을 거친 이후 토큰 t_0 는 그림 2의 (e)에 나와있듯이 소스 노드인 a 로 이동될 수 있고, (f)에 나와 있는 것처럼 최종 integral solution을 얻을 수 있다.

6. 성능 평가

이 장에서는 우리가 제안한 라우팅 알고리즘의 성능을 시뮬레이션을 통해 평가한다. 우리는 각 노드가 4개의 라디오 인터페이스를 가지고 있다고 가정했으며 하나의 소스 노드만 존재하는 단순한 정사각형의 바둑판 형태의 메시 토폴로지를 가정하였다. 따라서 각 노드들

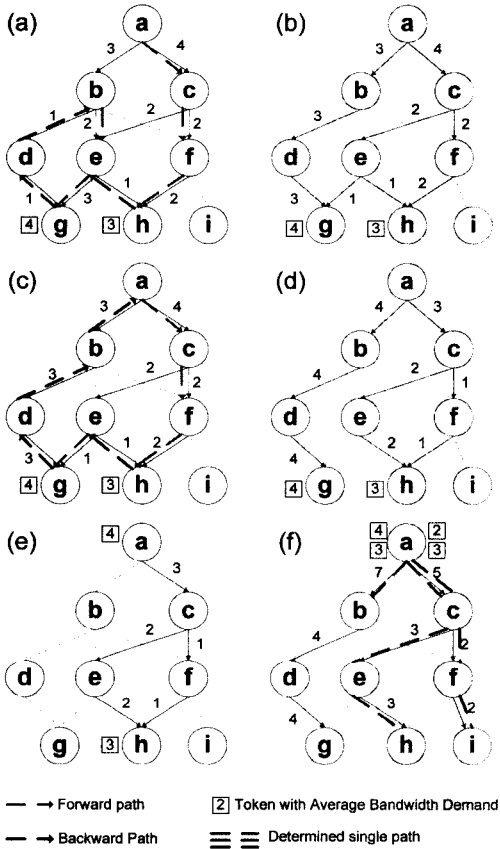


그림 2 Integral solution을 구하는 과정의 예

은 최대 4개의 무선 링크를 가진다. 무선 채널의 용량 W 는 50으로 가정하였고 각 노드들 $v \in U$ 의 초기 에너지 수준 b_v 는 120으로 모두 같다고 가정하였다. 또한 모든 무선 링크는 같은 특성을 가진다고 가정하였다.

우리는 5.2절에서 기술한 integral solution 알고리즘 (INT)의 성능을 fractional solution 알고리즘(FRAC), 최단 경로 알고리즘(SP), 경로 변경 알고리즘(ALTER)의 성능과 비교한다. 여기서 사용된 최단 경로 알고리즘은 소스로부터 각 목적지까지의 가장 작은 홉 수를 가지는 경로를 하나씩 찾아낸다. 모든 무선 링크는 같은 특성을 가지므로, 최단 경로 알고리즘을 통해 찾은 홉 수가 가장 작은 경로가 곧 소스로부터 각 목적지까지의 가장 에너지 효율적인 경로가 된다. 경로 변경 알고리즘은 [10]에서 제안된 기법을 일반화한 알고리즘으로 다음과 같은 방식으로 동작한다. 먼저 소스는 각 목적지까지의 최단 경로를 찾는다. 그 다음, 소스는 첫 번째 찾은 최단 경로와는 전혀 중복이 되지 않는 최단 경로를 다시 한번 찾는다. 만약 어떤 목적지까지의 최단 경로가 단 하나밖에 존재하지 않는 경우라면 두 번째 경로는

좀 더 길어질 수 있다. 이런 방식으로 알고리즘은 각 목적지들에 대해 square mesh 토폴로지에서의 최대 4개의 경로를 생성한다. 따라서 이 과정까지 수행되면 소스로부터 각 목적지까지의 서로 중복되지 않는 경로가 최대 4개씩 생기게 되는 것이다. 다음으로 소스가 각 목적지로 첫 번째 경로를 사용하여 전송을 시작한다. 알고리즘은 첫 번째 경로 상의 노드들의 에너지 수준을 계속 관찰하고 있다가 어느 순간 에너지 수준이 더 이상 목적지까지의 트래픽 흐름을 전송할 수 없을 만큼 소모되게 되면 다음 경로로 변경한다. 결과적으로 최대 네 번째 경로 상의 노드들의 에너지가 모두 소모되게 되는 순간까지가 네트워크의 수명이 된다.

시뮬레이션은 5×5 메쉬 토폴로지와 10×10 메쉬 토폴로지 두 경우에 대하여 각각 소스 노드가 그림 중앙에 위치했을 때와 코너 쪽에 가까이 위치했을 때에 대하여 수행되었다. 평균 전송을 요구가 있는 노드들은 랜덤하게 배치되었고 그 수를 5에서 15로 변경해가면서 수행하였다. 각 노드들의 평균 전송을 요구 d_v 는 1에서 5사이의 랜덤한 값을 가지도록 하였다. 모든 시뮬레이션은 300번 수행되었고 그 평균값을 결과로 사용하였다.

그림 3은 5×5 메쉬 토폴로지에서의 소스 노드가 중앙에 위치한 경우의 시뮬레이션 결과를 보여준다. x축은 평균 전송을 요구를 가지는 노드들의 수를 나타낸다. 즉 노드들의 수가 많아질수록 네트워크의 부하(load)가 커지는 것이다. y축은 네트워크의 수명을 나타낸다. 4가지 방법 모두 네트워크의 부하가 많아질수록 수명이 짧아짐을 볼 수 있고 이는 당연한 결과이다. 전체적으로 FRAC이 상한으로 가장 좋은 성능을 보임을 알 수 있고 INT, ALTER 순으로 좋은 성능을 보이며, SP가 가장 나쁜 성능을 보임을 볼 수 있다. FRAC과 INT 간의 차이는 네트워크의 부하가 많아질수록 점점 줄어들고 INT와 ALTER의 차이는 네트워크의 부하가 많아질수록 점점 커짐을 볼 수 있다. 즉 우리가 제안한 라우팅 기법이 네트워크의 부하가 심할 때 더욱 좋은 성능을 보임을 확인할 수 있다.

그림 4는 5×5 메쉬 토폴로지에서의 소스 노드가 코너 쪽에 가깝게 위치한 경우의 시뮬레이션 결과를 보여준다. 전체적으로 소스가 중앙에 위치해있을 때와 비슷한 경향을 보이지만 ALTER의 성능이 좀 더 떨어져있음을 확인할 수 있다. 이는 소스 노드가 코너쪽에 위치하게 되면 경로 또한 한쪽으로 몰리게 된다. 이런 상황에서는 다른 경로로 변경하여 라우팅하는 방식이 그리 효과적일 수 없고 이런 현상은 자연히 네트워크의 부하가 커질수록 두드러져 INT와 ALTER와의 성능 차이가 점점 커지는 것을 확인할 수 있다.

그림 5는 10×10 메쉬 토폴로지에서의 소스 노드가 중

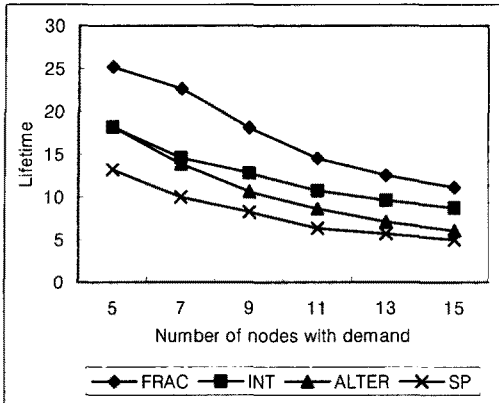


그림 3 5×5 메쉬 토폴로지에서 소스 노드가 중앙에 위치했을 때 네트워크 수명 비교

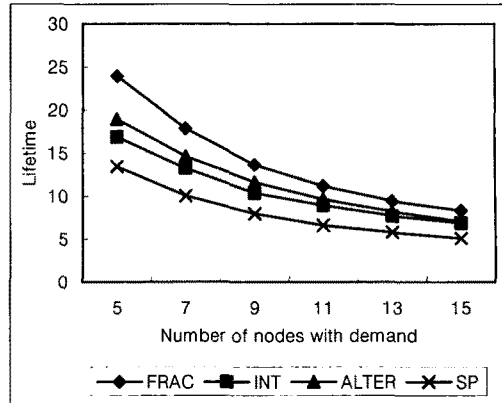


그림 5 10×10 메쉬 토폴로지에서 소스 노드가 중앙에 위치했을 때 네트워크 수명 비교

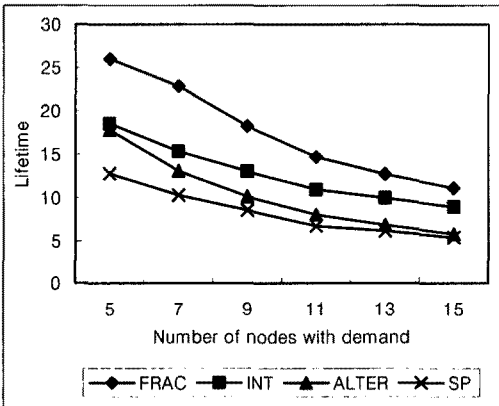


그림 4 5×5 메쉬 토폴로지에서 소스 노드가 코너쪽에 위치했을 때 네트워크 수명 비교

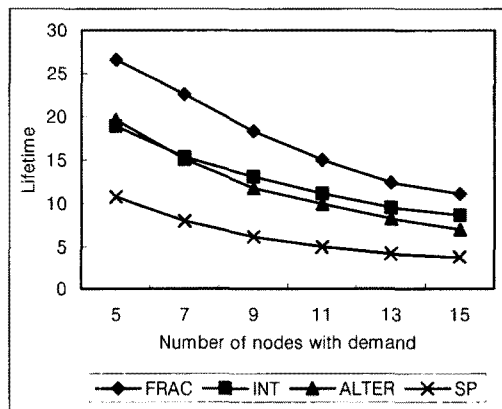


그림 6 10×10 메쉬 토폴로지에서 소스 노드가 코너쪽에 위치했을 때 네트워크 수명 비교

양에 위치한 경우의 시뮬레이션 결과를 보여준다. 토폴로지가 커지기는 했지만 역시 비슷한 경향을 보이고 있음을 확인할 수 있다. 한 가지 주목해야 할 점은 네트워크의 부하가 작을 때 ALTER가 INT 보다 조금 더 좋은 성능을 보인다는 점이다. 이는 토폴로지의 크기가 커짐에 따라 토폴로지가 작을 때보다 상대적으로 경로선택의 폭이 넓어지기 때문에 경로 변경의 효과가 커짐으로써 나타나는 결과로 분석할 수 있다. 하지만 ALTER와 INT의 성능 차이는 매우 작으며 네트워크의 부하가 클 때는 비슷하거나 오히려 INT이 조금 더 좋은 성능을 보임을 확인할 수 있다.

그림 6은 10×10 메쉬 토폴로지에서 소스 노드가 코너쪽에 가깝게 위치한 경우의 시뮬레이션 결과를 보여준다. 이 경우는 토폴로지가 커졌음에도 불구하고 INT이 ALTER보다 분명히 더 좋은 성능을 보임을 확인할

수 있다. 이는 앞서 언급했듯이 소스가 코너쪽에 위치하게 됨으로써 경로가 한쪽으로 몰리기 때문에 나타나는 결과이다. 5×5 메쉬 토폴로지의 경우에서와 마찬가지로 네트워크의 부하가 커질수록 INT과 ALTER의 성능 차이가 점점 커짐을 확인할 수 있다.

그림 7에서 그림 10은 각각의 4가지 경우에서 노드들의 수에 따라 노드를 지나는 트래픽 흐름(F_{ij})의 최대값이 어떻게 변하는가를 보여준다.

트래픽 흐름의 최대값은 얼마나 트래픽이 네트워크에 고르게 분포되었는가를 보여주는 것으로 이 값이 클수록 트래픽이 한쪽으로 몰려있음을 뜻하며 결국 그 트래픽에 관련된 노드들의 에너지를 빠르게 소모시켜 네트워크 수명의 단축으로 연결되는 것이다. 전체적인 경향은 네트워크의 부하가 커질수록 트래픽 흐름의 최대값이 커지는 것으로 이는 당연한 결과이다. FRA, INT,

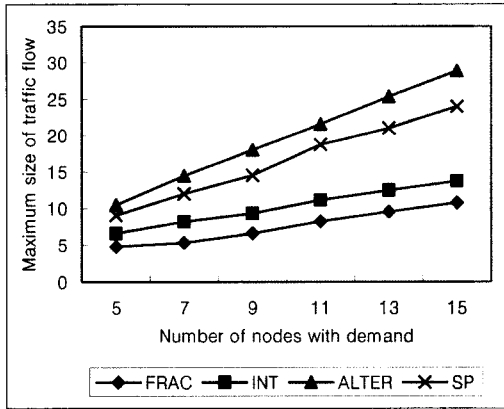


그림 7 5×5 메쉬 토폴로지에서도 소스 노드가 중앙에 위치했을 때 트래픽 흐름의 최대값 비교

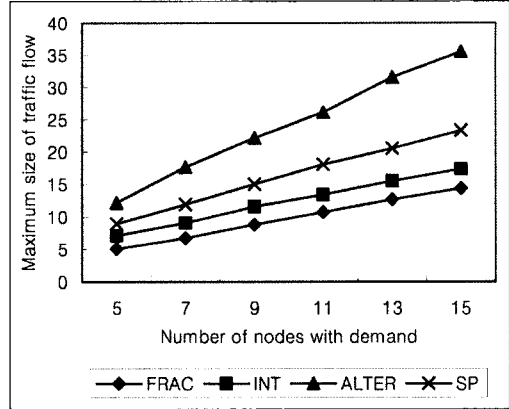


그림 9 10×10 메쉬 토폴로지에서도 소스 노드가 중앙에 위치했을 때 트래픽 흐름의 최대값 비교

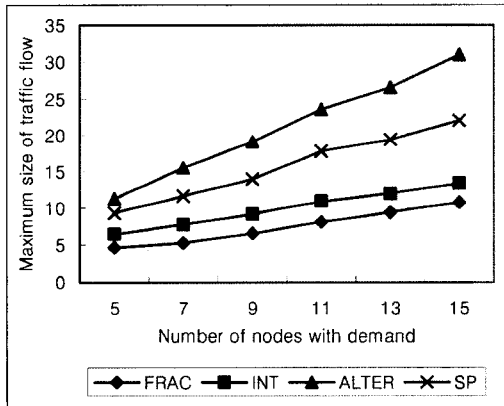


그림 8 5×5 메쉬 토폴로지에서도 소스 노드가 코너 쪽에 위치했을 때 트래픽 흐름의 최대값 비교

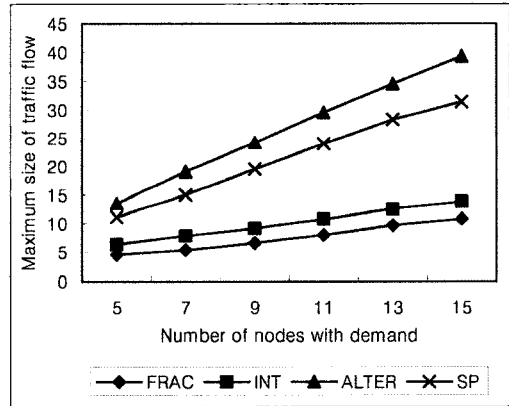


그림 10 10×10 메쉬 토폴로지에서도 소스 노드가 코너 쪽에 위치했을 때 트래픽 크기의 최대값 비교

SP 순으로 좋은 성능, 즉 트래픽 흐름의 순간 최대값이 작은 값을 가지고 ALTER가 가장 나쁜 성능을 보임을 확인할 수 있다. 이 현상은 여러 개의 경로를 선택하는 방식 때문에 나타나는 것으로 설명될 수 있다. ALTER 알고리즘은 각 목적지들에 대해 최대 4개의 중복되지 않는 경로를 선택한다. 하지만 다른 경로들은 서로 충분히 중복될 수 있고, 특히 노드의 에너지가 고갈되었을 경우 그 노드를 피하는 경로 변경으로 인해 경로들이 서로 중복될 가능성이 더욱 높아지기 때문이다. 따라서 트래픽 흐름의 최대값이 가장 크게 되는 것이다.¹⁾ 이 현상은 소스 노드가 코너 쪽에 가깝게 위치했을 경우에 더욱 두드러지는 것을 확인할 수 있다.

지금까지 이 논문에서 제안한 라우팅 알고리즘의 성

능을 시뮬레이션을 통해 분석해보았다. INT의 성능은 SP보다 월등히 좋았고 ALTER와 비교해도 대부분의 경우, 특히 네트워크의 부하가 높고 부하가 불균일하게 분포되어있을 때 더 좋은 성능을 보여주었다. 우리가 제안한 INT는 최적과 별로 큰 차이가 나지 않는 좋은 성능을 보여주었고 경로 설정 및 변경에 큰 오버헤드가 따르는 경로 변경 알고리즘과 비교해도 비슷하거나 더 좋은 성능을 보여주었다.

7. 결론

다중-홉 무선 네트워크에서 에너지 효율적인 라우팅을 통한 네트워크 수명 최대화 연구는 하나의 경로만을 계속 사용함으로써 전체적인 네트워크의 수명을 최대화시키지 못한 다는 한계점을 극복하지 못하였고, 네트워크의 수명을 최대화하기 위해 여러 개의 경로를 사용하

1) 참고로 SP의 경우는 경로 변경이 없으므로 노드의 에너지가 고갈될 경우 네트워크 수명이 다하게 된다.

는 방식 역시 경로 설정 및 변경 시에 생기는 오버헤드가 크다는 한계점을 가지고 있다.

본 논문에서는 먼저 최적의 fractional solution을 얻고, 이 결과를 이용하여 최적에 가까운 integral solution을 얻는 근사 알고리즘을 제안하였다. 시뮬레이션 결과는 우리의 알고리즘이 최적에 가까운 성능을 보이며, 특별한 오버헤드가 없음에도 경로 변경 알고리즘보다 비슷하거나 더 좋은 성능을 보임을 확인시켰다.

참 고 문 헌

- [1] S. Banerjee and A. Misra. Minimum energy paths for reliable communication in multi-hop wireless networks. In *Proceedings of the third ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing, Mobihoc'02*, pages 146-156. 2002.
- [2] R. L. Cruz and A. Santhanam. Optimal routing, link scheduling, and power control in multi-hop wireless networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM'03*, Sun Francisco, CA, U.S.A., 2003.
- [3] R. Bhatia and M. Kodialam. On power efficient communication over multi-hop wireless networks: Joint routing, scheduling and power control. In *Proceedings of IEEE INFOCOM'04*, Hong Kong, 2004.
- [4] P-H. Hsiao, A. Hwang, H. T. Kung, and D. Vlah. Load balancing routing for wireless access networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM'01*, pages 986-995, Anchorage, Alaska, U.S.A., 2001.
- [5] S. Bandyopadhyay and E. Coyle. An energy efficient hierarchical clustering algorithm for wireless sensor networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM'03*, Sun Francisco, CA, U.S.A., 2003.
- [6] L.Popa, A. Rostamizadeh, R. Karp, C. Papadimitriou, and I.Stoica. Balancing traffic load in wireless networks with curveball routing. In *Proceedings of the 8th ACM international symposium on Mobile ad hoc networking and computing MobiHoc'07*, Montreal, Quebec, Canada, 2007.
- [7] J. Zhu and X. Wang. PEER: A Progressive Energy Efficient Routing Protocol for Wireless Ad Hoc Networks. In *Proceedings of IEEE INFOCOM'05*, pages 1887-1896, Miami, FL, U.S.A., 2005.
- [8] I. Slama, B. Jouaber, and D. Zeghlache. Routing for wireless sensor networks lifetime maximisation under energy constraints. In *Proceedings of the 3rd international conference on Mobile technology, applications & systems Mobility'06*, Bangkok, Thailand, 2006.
- [9] C. Ma and Y. Yang. Battery-Aware Routing for Streaming Data Transmissions in Wireless Sensor Networks. *Mobile networks and applications*, Vol. 11, No.5, pp. 757-767, October 2006.
- [10] Y. Chen and N. Nasser. Energy-Balancing Mul-

tipath Routing Protocol for Wireless Sensor Networks. In *Proceedings of the 3rd international conference on Quality of service in heterogeneous wired/wireless networks QShine'06*, Waterloo, Ontario, Canada, 2006.

- [11] M. Yu, A. Malvankar, and S. Foo. An Energy-Efficient Path Availability Routing Algorithm for Mobile Ad Hoc Sensor Networks. In *Proceedings of IEEE international conference on Communications ICC'06*, Istanbul, Turkey, 2006.
- [12] H. Luo, J. Luo, and Y. Liu. Energy Efficient Routing with Adaptive Data Fusion in Sensor Networks. In *Proceedings of the 2005 joint workshop on Foundations of mobile computing DIALM-POMC'05*, Cologne, Germany, 2005.
- [13] Y. Dinitz, N. Garg, and M. X. Goemans. On the single-source unsplittable flow problem. In *IEEE Symposium on Foundations of Computer Science, FOCS'98*, pages 290-299, 1998.

이 건 택

2007년 서강대학교 컴퓨터공학과(학사)
2007년~현재 연세대학교 컴퓨터과학과(석사과정). 관심분야는 센서 네트워크, Vehicular Ad hoc 네트워크에서의 라우팅



한 승 재

1989년 서울대학교 컴퓨터공학과(학사)
1991년 서울대학교 컴퓨터공학과(석사)
1998년 Univ. of Michigan, Ann Arbor, CSE (Ph.D.). 1999년~2005년 Bell Laboratories, Wireless Research Lab (연구원). 2005년~현재, 연세대학교 컴퓨터과학과(부교수). 관심분야는 차세대 이동통신망, 내장형 시스템, 멀티미디어 네트워킹, 센서네트워크



박 선 주

1989년 서울대학교 컴퓨터공학과(학사)
1991년 서울대학교 컴퓨터공학과(석사)
1999년 Univ. of Michigan, Ann Arbor, CSE (Ph.D.). 1999년~2005년 Rutgers University, MSIS Department (Assistant Professor). 2005년~현재 연세대학교 경영학과(부교수). 관심분야는 에이전트 시스템, 옥션, 인공지능, SCM, 사회연결망, 네트워크 가격정책

