



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(45) 공고일자 2011년06월17일
(11) 등록번호 10-1042236
(24) 등록일자 2011년06월10일

(51) Int. Cl.

H04W 40/10 (2009.01)

(21) 출원번호 10-2010-0124248

(22) 출원일자 2010년12월07일

심사청구일자 2010년12월07일

(56) 선행기술조사문헌

KR1020070041813 A

KR1020070009102 A

KR1020060083543 A

KR1020070107245 A

전체 청구항 수 : 총 3 항

(73) 특허권자

경상대학교산학협력단

경상남도 진주시 가좌동 900

(72) 발명자

이완연

강원도 춘천시 칠전동 대우아파트 205동 602호

김경훈

경상남도 진주시 상대2동 301-94번지 202호

(74) 대리인

조흥오

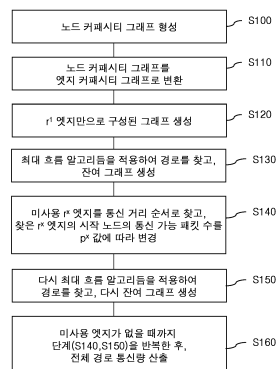
심사관 : 이현규

(54) 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법

(57) 요약

본 발명은 배터리에 의해 동작하는 무선 센서 네트워크에서 연결 시간을 보장하면서 단위 시간당 전송되는 통신량을 최대화하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법에 관한 것으로서, 복수개의 무선 센서로 구성된 무선 센서 네트워크에서 연결시간을 보장하면서 패킷을 전송하기 위한 무선 센서 통신 방법에 있어서, 상기 무선 센서 네트워크의 각각의 무선 센서들을 노드로 하고, 서로 연결이 가능한 노드들 사이에서 통신 가능 거리($r^1, r^2, \dots, r^k$)에 기초한 경로를 r^x 엣지로 하고, 각 노드들에 대해 통신 가능 패킷 수를 커패시티로 하는 노드 커패시티 그래프를 형성하는 제1 단계; 상기 형성된 노드 커패시티 그래프를 엣지 커패시티 그래프로 변환하는 제2 단계; 상기 엣지 커패시티 그래프에서 r^1 엣지만으로 구성된 그래프를 생성하는 제3 단계; 상기 제3 단계에서 생성된 그래프에 대하여 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 잔여 그래프를 생성하는 제4 단계; 상기 잔여 그래프에 대해서 송신 노드와 수신 노드들 사이를 연결하는 아직 사용하지 않은 r^x 엣지를 통신 거리($r^2, r^3, \dots, r^k$) 순서로 찾고, 찾아진 r^x 엣지의 시작 노드의 통신 가능 패킷수를 p^x 값에 따라 변경하는 제5 단계-여기서, p^x 는 통신 거리 r^x 에서 패킷을 전송할 때의 에너지 소모율임-; 상기 잔여 그래프에 대해서 다시 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 다시 잔여 그래프를 생성하는 제6 단계; 및 송신 노드와 수신 노드간을 연결하는 아직 사용하지 않은 엣지가 더 이상 없을 때까지 상기 제5 단계와 제6 단계를 반복한 후, 찾아진 송신 노드와 수신 노드간의 전체 경로 통신량을 산출하는 제7 단계를 포함하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법을 제공한다.

대 표 도 - 도2



특허청구의 범위

청구항 1

복수개의 무선 센서로 구성된 무선 센서 네트워크에서 연결시간을 보장하면서 패킷을 전송하기 위한 무선 센서 통신 방법에 있어서,

상기 무선 센서 네트워크의 각각의 무선 센서들을 노드로 하고, 서로 연결이 가능한 노드들 사이에서 k개의 통신 거리($r^1, r^2, \dots, r^k$)(여기서, k개의 통신 거리($r^1, r^2, \dots, r^k$)는 $r^1 < r^2 < \dots < r^k$ 이고, 각각의 통신 거리($r^1, r^2, \dots, r^k$)에서 패킷을 전송할 때의 에너지 소모율($p^1, p^2, p^3, \dots, p^k$)는 $p^1 < p^2 < p^3 < \dots < p^k$ 임) 각각에 기초한 경로를 r^x 엣지(여기서, $1 \leq x \leq k$ 의 자연수임)로 하고, 각 노드들에 대해 통신 가능 패킷 수를 커패시티로 하는 노드 커패시티 그래프를 형성하는 제1 단계;

상기 형성된 노드 커패시티 그래프를 엣지 커패시티 그래프로 변환하는 제2 단계;

상기 엣지 커패시티 그래프에서 r^1 엣지만으로 구성된 그래프를 생성하는 제3 단계;

상기 제3 단계에서 생성된 그래프에 대하여 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 잔여 그래프를 생성하는 제4 단계;

상기 잔여 그래프에 대해서 송신 노드와 수신 노드들 사이를 연결하는 아직 사용하지 않은 r^x 엣지를 통신 거리($r^2, r^3, \dots, r^k$) 순서로 찾고, 찾아진 r^x 엣지의 시작 노드의 통신 가능 패킷수를 p^x 값에 따라 변경하는 제5 단계-여기서, p^x 는 통신 거리 r^x 에서 패킷을 전송할 때의 에너지 소모율임-;

상기 잔여 그래프에 대해서 다시 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 다시 잔여 그래프를 생성하는 제6 단계; 및

송신 노드와 수신 노드간을 연결하는 아직 사용하지 않은 엣지가 더 이상 없을 때까지 상기 제5 단계와 제6 단계를 반복한 후, 찾아진 송신 노드와 수신 노드간의 전체 경로 통신량을 산출하는 제7 단계

를 포함하고,

상기 제7 단계 이후, 상기 전체 경로 통신량을 주어진 통신 시간(T)로 나눈으로써 단위 시간당 전송 패킷수를 산출하는 단계를 더 포함하는 것을 특징으로 하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법.

청구항 2

삭제

청구항 3

삭제

청구항 4

제1항에 있어서,

상기 제4 단계에서 찾은 경로를 제거한 경우 상기 송신 노드와 수신 노드는 단절되는 것을 특징으로 하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법.

청구항 5

제1항에 있어서,

상기 제5 단계에서 상기 변경되는 통신 가능 패킷수(C_t)는 C_t/a (여기서, a 는 r^{x-1} 의 에너지 소비율에 대한 r^x 의 에너지 소비율의 정규화 상수임)에 의하여 변경되는 것을 특징으로 하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법.

명세서

기술분야

[0001] 본 발명은 무선 센서의 통신 방법에 관한 것으로서, 보다 상세하게는 배터리에 의해 동작하는 무선 센서 네트워크에서 배터리 소진으로 인해서 발생하는 통신장애를 방지하도록 연결 시간을 보장하면서 단위 시간당 전송되는 통신량을 최대화하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법에 관한 것이다.

배경기술

[0002] 무선 센서 네트워크(wireless sensor network)는 군사용 감시 장치, 재난 예측용 장치, 기타 환경 감시 장치 등의 분야에서 널리 사용되고 있다. 이러한 무선 센서 네트워크는 일반적으로 배터리에 의해 동작하게 되는데, 동작 성능의 악화 없이 에너지 소비를 단순히 감소시키는 것만으로 요구되는 시간까지 시스템이 동작하는 것이 반드시 보장되는 것은 아니다. 애드혹 네트워크(ad-hoc network)에서의 필수 노드(essential node)가 에너지 부족으로 작동하지 않게 되면 다른 루트가 없기 때문에 네트워크의 연결성(connectivity)은 파괴될 것이다.

[0003] 한편, 종래 기술로서, 제한된 배터리 조건하에서 요구되는 통신 성능을 만족하면서 무선 센서 네트워크의 잔여 통신 시간을 최대화하기 위한 여러가지 라우팅(routing) 방안이 제시되고 있다. 그러나 이러한 라우팅 방안들은 네트워크의 잔여 통신 시간을 예측할 수 없고 단지 네트워크의 잔여 통신 시간의 감소를 최소화할 수 있는 라우팅 경로를 찾는 것에 불과하기 때문에 주어진 시간동안의 통신 연결성을 보장해 주지 못한다. 성능 레벨을 그대로 유지하면서 네트워크의 잔여 통신 시간을 최대화하는 것은 배터리 에너지의 소모로 인한 예측불가능한 통신 장애를 야기할 수 있다. 한편, 단일 배터리를 가진 단일 시스템에서 잔여 동작 시간을 보장하면서 동작 성능을 최대화하는 방법이 제시되어 있으나 이러한 방법은 다수의 배터리를 가진 복수의 무선 센서 노드로 구성된 시스템에는 적용할 수 없다. 또한, 무선 센서들의 잔여 통신 시간을 최대화하는 방법으로서 주어진 단위 시간당 통신량을 만족하면서 잔여 통신 시간을 최대화하는 방법이 제안되어 있으나 이 또한 잔여 통신 시간을 계산하지 못하기 때문에 잔여 통신 시간을 보장할 수 없다는 한계가 있다.

발명의 내용

해결하려는 과제

[0004] 본 발명은 상기한 바와 같은 문제점을 해결하기 위한 것으로서, 배터리에 의해 동작하는 무선 센서 네트워크에서 배터리 소진으로 인해서 발생하는 통신장애를 방지하도록 연결 시간을 보장하면서 단위 시간당 전송되는 통신량을 최대화하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법을 제공하는 것을 목적으로 한다.

과제의 해결 수단

[0005] 상기한 바와 같은 과제를 해결하기 위하여 본 발명은, 복수개의 무선 센서로 구성된 무선 센서 네트워크에서 연결시간을 보장하면서 패킷을 전송하기 위한 무선 센서 통신 방법에 있어서, 상기 무선 센서 네트워크의 각각의 무선 센서들을 노드로 하고, 서로 연결이 가능한 노드들 사이에서 통신 가능 거리($r^1, r^2, \dots, r^k$)에 기초한 경로를 r^x 엣지로 하고, 각 노드들에 대해 통신 가능 패킷 수를 커패시티로 하는 노드 커패시티 그래프를 형성하는 제1 단계; 상기 형성된 노드 커패시티 그래프를 엣지 커패시티 그래프로 변환하는 제2 단계; 상기 엣지 커패시티 그래프에서 r^1 엣지만으로 구성된 그래프를 생성하는 제3 단계; 상기 제3 단계에서 생성된 그래프에 대하여 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 잔여 그래프를 생성하는 제4 단계; 상기 잔여 그래프에 대해서 송신 노드와 수신 노드들 사이를 연결하는 아

직 사용하지 않은 r^x 엣지를 통신 거리($r^2, r^3, \dots, r^k$) 순서로 찾고, 찾아진 r^x 엣지의 시작 노드의 통신 가능 패킷수를 p^x 값에 따라 변경하는 제5 단계-여기서, p^x 는 통신 거리 r^x 에서 패킷을 전송할 때의 에너지 소모율임-; 상기 잔여 그래프에 대해서 다시 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 다시 잔여 그래프를 생성하는 제6 단계; 및 송신 노드와 수신 노드간을 연결하는 아직 사용하지 않은 엣지가 더 이상 없을 때까지 상기 제5 단계와 제6 단계를 반복한 후, 찾아진 송신 노드와 수신 노드간의 전체 경로 통신량을 산출하는 제7 단계를 포함하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법을 제공한다.

[0006] 여기에서, 상기 제7 단계 이후, 상기 전체 경로 통신량을 주어진 통신 시간(T)로 나눔으로써 단위 시간당 전송 패킷수를 산출하는 단계를 더 포함할 수 있다.

[0007] 또한, 상기 제1 단계에서 통신 거리($r^1, r^2, \dots, r^k$)는 $r^1 < r^2 < \dots < r^k$ 이고, 통신 거리 r^x 에서 패킷을 전송할 때의 에너지 소모율인 p^x 는 $p^1 < p^2 < p^3 < \dots < p^k$ 일 수 있다.

[0008] 또한, 상기 제4 단계에서 찾은 경로를 제거한 경우 상기 송신 노드와 수신 노드는 단절될 수 있다.

[0009] 또한, 상기 제5 단계에서 상기 변경되는 통신 가능 패킷수(C_t)는 C_t/α (여기서, α 는 r^{x-1} 의 에너지 소비율에 대한 r^x 의 에너지 소비율의 정규화 상수임)에 의하여 변경될 수 있다.

발명의 효과

[0010] 본 발명에 의하면, 배터리에 의해 동작하는 무선 센서 네트워크에서 배터리 소진으로 인해서 발생하는 통신장애를 방지하도록 연결 시간을 보장하면서 단위 시간당 전송되는 통신량을 최대화하는 연결시간 보장 무선 센서 통신 방법을 제공할 수 있다.

도면의 간단한 설명

[0011] 도 1은 $V_s=\{n_1, n_2\}$, $V_t=\{n_3, n_4, n_5, n_6, n_7\}$, $n_t=n_s$ 인 센서 네트워크에 대한 그래프 모델이다.

도 2는 본 발명에 의한 무선 센서 통신 방법의 일실시예를 나타낸 흐름도이다.

도 3은 종래의 최대 흐름 알고리즘을 나타낸 것이다.

도 4는 노드 커패시티 비방향성 그래프를 엣지 커패시티 방향성 그래프로 변환하는 규칙을 나타낸 도면이다.

도 5는 흐름 변화의 예를 나타낸 도면이다.

도 6은 흐름 업데이트 알고리즘을 나타낸 도면이다.

도 7은 노드 커패시티 비방향성 그래프를 엣지 커패시티 방향성 그래프로 변환한 일예를 나타낸 도면이다.

도 8은 본 발명에 의한 방법에 의한 동작 예를 나타낸 도면이다.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

[0012] 이하 첨부 도면을 참조하여 본 발명에 의한 실시예들을 상세하게 설명한다.

[0013] 본 발명은 다수의 배터리들에 의해서 동작하는 무선 센서 네트워크 환경에서 주어진 잔여 통신 시간을 보장하면서 통신 성능을 최대화(통신 성능 감소를 최소화)할 수 있는 다대일(many-to-one) 통신 방법을 제공하기 위한 것으로서, 우선 본 발명이 적용되는 무선 센서 네트워크에 대하여 다음과 같이 정의한다. 본 발명이 적용되는 무선 센서 네트워크는 N개의 센서 노드(sensor node)에 의해 구성되며, 각각의 센서 노드들은 다음과 같은 성질을 갖는다.

[0014] 1. 대부분의 센서 노드들은 2차원 평면상에서 밀집하여 센서 네트워크를 형성하고 모든 센서 노드들은 무선이며 고정되어 있다.

- [0015] 2. 센서 노드의 에너지 용량은 충전될 수 없다.
- [0016] 3. 센서 노드들의 위치와 잔여 배터리 에너지량은 알려져 있다.
- [0017] 4. 모든 센서 노드들은 k 개의 통신 거리(transmission ranges)($r^1, r^2, \dots, r^k$)를 가지며, 이 중에서 어느 하나의 통신 거리를 선택하며, 짧은 통신 거리가 먼 통신 거리에 비하여 에너지를 덜 소모한다(통신거리에 따른 에너지 소모율 : $p^1 < p^2 < p^3 < \dots < p^k$).
- [0018] 5. 하나의 베이스 노드가 존재하며 이를 터미널 노드(terminal node)라 한다.
- [0019] 6. 센서 노드들의 부분 집합들을 송신 노드(sender node)라고 하며, 송신 노드들은 환경 정보를 수집하고 데이터 패킷을 주기적으로 생성한다. 다른 센서 노드들은 중간 노드(intermediate node)라고 하며 이들은 데이터 패킷을 이웃 노드들을 통해 터미널 노드로 중계한다.
- [0020] 이러한 조건하에서 이루어지는 무선 센서들로 구성된 네트워크는 비방향성 그래프(undirected graph) $G=\{V, E\}$ (여기에서, V 는 노드들의 집합, E 는 비방향성 엣지(undirected edge)들의 집합임)로 모델링될 수 있다. 각각의 노드 n 은 무선 센서를 나타낸다($V=\{n_1, n_2, n_3, \dots, n_N\}$). 터미널 노드는 n_t 로 나타내며 송신 노드들의 집합은 V_s 로 나타내고 중간 노드들의 집합은 V_i 로 나타낸다. 그러면 $V=V_s \cup V_i \cup \{n_t\}$ 가 된다. 각각의 엣지 e 는 센서 노드들의 쌍 사이에서는 경우 가능한 통신 링크(viable communication link)를 나타낸다. 노드 n_u 와 n_v 사이의 거리가 통신 거리(transmission range) r^1 보다 크지 않은 경우 비방향성 엣지 $e^1_{\{u,v\}}$ (또는 $e^1_{\{v,u\}}$)가 노드 n_u 와 n_v 사이에서 형성된다. 노드 n_u 와 n_v 사이의 거리가 통신 거리(transmission range) r^1 보다 크고 r^2 보다 작은 경우 비방향성 엣지 $e^2_{\{u,v\}}$ (또는 $e^2_{\{v,u\}}$)가 노드 n_u 와 n_v 사이에서 형성된다. r^1 에 대해 형성된 엣지는 r^1 엣지라고 하며 r^2 에 대해 형성된 엣지는 r^2 엣지라고 한다. 도 1은 $V_s=\{n_1, n_2\}$, $V_i=\{n_3, n_4, n_5, n_6, n_7\}$, $n_t=n_8$ 인 센서 네트워크에 대한 그래프 모델이다. r^1 엣지는 실선으로 나타내었고 r^2 엣지는 점선으로 나타내었다.
- [0021] 에너지의 고갈 없이 유지되어야 하는 연결 시간은 T 로 나타낸다. 통신 거리 r^1 에 대한 전송 가능 패킷의 최대 커패시티(capacity)은 다음과 같이 계산될 수 있다.

$$C_u^1 = \frac{(a_u - b_u \cdot T)}{p^1}$$

[0022]

[0023] 여기서, a_u 는 노드 n_u 의 잔여 배터리량이고, b_u 는 n_u 의 기본 에너지 소모량이고, p^1 은 통신 거리 r^1 에서 패킷을 전송할 때의 에너지 소모율이다.

[0024] 마찬가지로, 통신 거리 r^2 에 대한 전송 가능 패킷의 최대 커패시티는 다음과 같다.

$$C_u^2 = \frac{(a_u - b_u \cdot T)}{p^2}$$

[0025]

[0026] 여기서, p^2 는 통신 거리 r^2 에서 패킷을 전송할 때의 에너지 소모율이다.

[0027] 그러면,

$$C_u^1 = \alpha \cdot C_u^2 \quad \forall u \in V$$

[0028]

[0029] 여기서, α 는 통신 거리 r^1 에 대한 통신 거리 r^2 의 전력 소비율의 정규화 상수(normalized constant)이다(

$$\alpha = \frac{p^2}{p^1} > 1$$

). 도 1의 예에서 각 노드 n_u 내부의 숫자는 통신 거리 r^1 에 대한 전송 가능 패킷의 최대 커패시티(capacity) C_u^1 를 나타낸다. 이와 같은 도 1의 그래프는 노드 커패시티 그래프(node capacity graph)이다.

[0030] 한편, 터미널 노드(terminal node)는 미리 각 노드의 잔여 에너지와 위치를 획득하고 있다. 터미널 노드는 송신 노드(sender node)로부터 자신까지의 라우팅 경로(routing path)를 계산하고 각각의 라우팅 경로의 전송율(transmission rate)을 계산한다. 계산된 라우팅 경로와 전송율은 모든 송신 노드들로 브로드캐스팅된다. 여기서 각 노드는 이웃 송신 노드의 수집 정보와 브로드캐스팅된 터미널 노드의 정보를 전송하기 위하여 잔여 에너지 일부를 예약해둔 것으로 가정한다.

[0031] 도 2는 이러한 전제 조건 하에서 형성되는 무선 센서 네트워크에서 연결 시간을 보장하면서 패킷을 전송하기 위한 본 발명에 의한 무선 센서 통신 방법의 일 실시예를 나타낸 흐름도이다. 도 2의 흐름도는, 전술한 바와 같은 조건에 따라 구성되는 복수개의 무선 센서로 구성된 무선 센서 네트워크에서 연결시간을 보장하면서 패킷을 전송하기 위한 무선 센서 통신 방법을 나타낸 것이다.

[0032] 도 2를 참조하면, 우선, 무선 센서 네트워크의 각각의 무선 센서들을 노드(node)로 하고, 서로 연결이 가능한 노드들 사이에서 통신 가능 거리($r^1, r^2, \dots, r^k$)에 기초한 경로를 r^x 엣지(edge)로 하고, 각 노드들에 대해 통신 가능 패킷 수를 커패시티(capacity)로 하는 노드 커패시티 그래프를 형성한다(S100). 단계(S100)의 노드 커패시티 그래프는 예컨대 전술한 바와 같이 도 1과 같은 형태로 구성된다. 도 1에서는 2개의 통신 거리(r^1, r^2)인 경우에 대한 것이지만 통신 거리는 k개 존재할 수 있으며 이들 각각에 기초한 경로를 엣지로 하여 전술한 바와 마찬가지로 r^x 엣지라고 한다.

[0033] 다음으로, 상기 형성된 노드 커패시티 그래프를 엣지 커패시티 그래프로 변환한다(S110). 이는 후술하는 단계(S120)에서 사용되는 최대 흐름 알고리즘을 적용시키기 위한 것인데 최대 흐름 알고리즘은 엣지 커패시티 그래프에서 동작하도록 설계된 것이기 때문이다. 이러한 변환에 대한 구체적인 내용은 최대 흐름 알고리즘과 관련하여 이하에서 후술한다.

[0034] 다음으로, 상기 변환된 엣지 커패시티 그래프에서 r^1 엣지만으로 구성된 그래프를 생성하고(S120), 상기 단계(S120)에서 생성된 그래프에 대하여 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 잔여 그래프를 생성하고(S130), 상기 잔여 그래프에 대해서 송신 노드와 수신 노드들 사이를 연결하는 아직 사용하지 않은 r^x 엣지를 통신 거리($r^2, r^3, \dots, r^k$) 순서로 찾고, 찾아진 r^x 엣지의 시작 노드의 통신 가능 패킷수를 p^x 값에 따라 변경한다(S140). 그리고 나서, 상기 잔여 그래프에 대해서 다시 최대 흐름 알고리즘을 적용하여 송신 노드와 수신 노드들 사이의 가능한 모든 경로를 찾고 찾은 경로를 제거하여 다시 잔여 그래프를 생성한다(S150). 송신 노드와 수신 노드간을 연결하는 아직 사용하지 않은 엣지가 더 이상 없을 때까지 상기 단계(S140)와 단계(S150)를 반복한 후, 찾아진 송신 노드와 수신 노드간의 전체 경로 통신량을 산출한다(S160). 전체 경로 통신량이 산출되면 이를 주어진 통신 시간(T)로 나누면 단위 시간당 전송 패킷수가 되며 이 단위 시간당 전송 패킷수에 따라 송신 노드는 터미널 노드로 패킷을 전송함으로써 연결 시간을 보장하면서 무선 센서 노드들 사이에서 단위 시간당 전송되는 통신량을 최대화할 수 있게 된다.

[0035] 상기 단계(S110) 내지 단계(S160)에서 사용되는 개념, 용어 및 구체적인 내용은 이하에서 상세하게 설명한다.

[0036] 우선, 상기 단계(S110)에서 노드 커패시티 그래프를 엣지 커패시티 그래프로 변환하는 이유는 상기 단계(S130, S150) 등에서와 같이 본 발명에서 사용되는 최대 흐름 알고리즘(maximum-flow algorithm)이 엣지 커패시티 그래프에서 동작하도록 설계된 것이기 때문인데, 우선 종래의 최대 흐름 알고리즘에 대해서 설명한다.

[0037] 우선 아래의 정의 1.을 참조한다.

[0038] 정의 1.

[0039] 주어진 방향성 그래프 $G = (V, E)$ (소스 노드는 n_s , 터미널 노드는 n_t , 각 방향성 엣지 $e_{u,v} \in E$ 에 대한 커패시티 $c_{u,v} \geq 0$)에 대해서, $f: E \rightarrow \mathbb{R}$ 를 다음을 만족하는 G 의 엣지의 흐름(flow)이라고 한다.

[0040]
$$0 \leq f(u,v) \leq C_{u,v} \quad \forall n_u, n_v \in V \quad (1)$$

[0041]
$$\sum_u f(u,v) = \sum_w f(v,w) \quad \forall n_v \in (V - \{n_s, n_t\}) \quad (2)$$

[0042] 커패시티 조건(capacity constraint)으로 알려진 상기 식 (1)은 엣지에서의 흐름(flow)에 의해 사용되는 리소스(resource)는 그 엣지의 커패시티를 초과할 수 없다는 것을 나타낸다. 흐름 보존 성질(flow conservation property)로 알려진 상기 식(2)는 하나의 노드로 들어가는 모든 흐름의 합(음 흐름(negative flow))은 그 노드를 떠나는 모든 흐름의 합(양 흐름(positive flow))과 같다는 것을 나타낸다. 흐름의 값은 n_s 를 떠나는 전체 흐름이며 n_t 로 들어가는 전체 흐름과 동일하다. f 값은 다음과 같이 정의된다.

[0043]
$$|f| = \sum_{n_u \in V} f(s, u) = \sum_{n_v \in V} f(v, t)$$

[0044] 위와 같이 주어진 그래프 G 에 대해 최대 흐름 알고리즘은 소스 노드 n_s 로부터 터미널 노드 n_t 까지의 최대 흐름 f (그 값이 최대인 흐름)를 찾는다. 최대-흐름 알고리즘의 구현에서는 아래와 같이 정의된 잔여 커패시티(residual capacity)와 잔여 그래프(residual graph)의 개념이 사용된다.

[0045] 정의 2.

[0046] G 에서의 흐름 f 에 대해, f 에 의해 유도되는 엣지 $e_{u,v}$ 의 잔여 커패시티는 $c_{u,v}^f = c_{u,v} - f(u,v)$ 이고, f 에 의해 유도되는 G 의 잔여 그래프는 $G^f = (V, E^f)$ ($E^f = \{e_{u,v} : c_{u,v}^f > 0\}$)이다.

[0047] 도 3은 포드(Ford) 및 풀커슨(Fulkerson)에 의해 제안된 최대-흐름 알고리즘을 나타낸 것이다. 이 알고리즘은 최초의 빈 흐름(initial empty flow)를 생성한다. 이 알고리즘은 나머지 그래프 G^f 의 n_s 에서 n_t 로의 경로(path)를 깊이-우선 탐색(depth-first search) 또는 폭-우선 탐색(breadth-first search)를 이용하여 찾는다. 새롭게 찾아낸 경로는 흐름의 값을 증가시킨다. 경로는 양 잔여 커패시티(positive residual capacity)를 갖는 포워드 엣지(forward edge)(즉, $e_{u,v} \in E^f$) 뿐만 아니라, 음 잔여 커패시티(negative residual capacity)를 갖는 리버스 엣지(reverse edge)(즉, $e_{u,v} \in E$ 이며 $f(u,v) > 0$ 인 $e_{v,u}$)도 포함한다. 이러한 f -증가 경로(f -increasing path)에서 포워드 엣지의 최소의 잔여 커패시티 값과 리버스 엣지의 현재의 흐름은 잔여 엣지 커패시티를 초과하지 않는 흐름의 증가량이 된다. 신규 경로에서의 리버스 엣지의 사용은 신규 경로는 흐름의 일부를 리버스 엣지의 기존 경로와 교체한다는 것을 의미한다. 이 알고리즘은 더 이상 f -증가 경로가 없을 때까지 잔여 그래프에서 신규 f -증가 경로를 탐색한다.

[0048] n_s 에서 n_t 로 f -증가 경로가 더 이상 없는 경우에는 탐색된 흐름 f 는 최대라는 것이 증명되어 있다. 이 증명에서 아래와 같이 정의된 컷(cut)과 컷의 커패시티(capacity of cut)의 개념이 사용된다.

[0049] 정의 3.

[0050] G 의 컷(cut)이란 n_s 를 포함하는 노드들의 부분집합으로부터 n_t 를 포함하는 보집합(complementary subset)을 연결하는 방향성 엣지의 집합이다. 수식적으로는, 컷은 $K = \{e_{u,v} : n_u \in V' \text{ and } n_v \in V - V'\}$ 이다(여기서, $n_s \in V'$ 이고 $n_t \in V - V'$). 컷(K)의 커패시티(capacity)는 K 의 엣지의 커패시티 합($\sum_{e_{u,v} \in K} C_{u,v}$)이다. $\sum_{e_{w,z} \in K} C_{w,z} < \sum_{e_{u,v} \in E} C_{u,v}$

$c_{u,v}$ 인 그래프 G에서 컷 K'가 존재하지 않는 경우 G의 컷(K)는 최소 컷(minimum cut)이라 한다.

- [0051] 다음의 성질(property) 1은 컷(K)의 엣지가 제거된 경우 n_s 에서 n_t 로 f-증가 경로가 존재하지 않음을 나타낸다. 컷 K의 각 $e_{u,v}$ 에 대해 $f(u,v)=c_{u,v}$ 일 때, n_s 에서 n_t 로의 모든 경로에 대해 $\min\{c_{u,v}^f\}=0$ 이기 때문에 f-증가 경로가 존재하지 않는다. 다음의 성질 2는 탐색된 흐름이 최소 컷의 커패시티보다 작은 경우 잔여 그래프에서 다른 f-증가 경로가 존재한다는 것을 나타낸다.
- [0052] 성질 1.
- [0053] 흐름의 값(value of flow)는 모든 컷의 커패시티보다 크지 않다.
- [0054] 성질 2.
- [0055] 흐름의 최대값은 최소 컷의 커패시티와 동일하다.
- [0056] 이와 같은 종래의 최대 흐름 알고리즘은 엣지 커패시티 방향성 그래프(edge-capacity directed graph)에서 동작하도록 설계되었기 때문에 노드 커패시티 비방향성 그래프(node-capacity undirected graph)를 엣지 커패시티 방향성 그래프로 변환해야 한다(도 2의 단계(S110) 참조). 도 4는 노드 커패시티 비방향성 그래프를 엣지 커패시티 방향성 그래프로 변환하는 규칙을 나타낸 도면이다.
- [0057] 우선, 노드 커패시티 그래프의 각각의 노드 n_x 는 엣지 커패시티 그래프의 2개의 서브-노드, 즉, 수신-지향(receive-oriented) 서브-노드 n_x^r 와 송신-지향(send-oriented) 서브-노드 n_x^s 로 변환된다. 이들 2개의 서브-노드들은 n_x^r 에서 n_x^s 방향으로 별도의 방향성 엣지 $e_{x,x}$ 로 연결된다. 내부 엣지(internal edge)라고 하는 이 엣지 $e_{x,x}$ 는 $c_{x,x} = C_x$ 인 엣지 커패시티를 갖는데, C_x 는 노드 커패시티 그래프에서 기인하는 것이다. 노드 커패시티 그래프에서 n_x 와 n_y 사이에서 각각의 비방향성 엣지 $e_{x,y}=e_{y,x}$ 는 도 4에 나타난 바와 같이 엣지 커패시티 그래프에서 2개의 별도의 방향성 엣지 $e_{x,y}$ 와 $e_{y,x}$ 로 변환된다. 이들 2개의 엣지 $e_{x,y}$ 와 $e_{y,x}$ 는 외부 엣지(external edge)라고 하며 무한 엣지 커패시티를 갖는다.
- [0058] 각각의 x, y 에 대해서 최초의 흐름(flow)는 0, 즉, $f_{x,x} = 0, f_{x,y} = 0, f_{y,x} = 0$ 이다. 앞서 설명한 최대-흐름 알고리즘에서 새로운 f-증가 경로는 도 5에 나타난 바와 같이 역방향(리버스 엣지) 상의 기존 경로(previous path)의 양 흐름(positive flow)이 존재하는 경우, 흐름(flow)을 기존 경로와 교체한다. 도 5의 예에서 기존 경로는 엣지 시퀀스 $e_{w,y}, e_{y,y}, e_{y,x}, e_{x,x}, e_{x,v}$ 를 통해 5 흐름을 전송한다. 신규 경로는 도 5의 좌측에 나타난 바와 같이 엣지 시퀀스 $e_{u,x}, e_{x,x}, e_{x,y}, e_{y,y}, e_{y,z}$ 을 통해 7 흐름을 전송한다. 그러면 도 5의 우측에 나타난 바와 같이 신규 경로는 노드 n_x 다음의 5 흐름을 노드 n_y 다음의 기존 경로의 5 흐름으로 교체한 경우와 같게 된다.
- [0059] 새로운 f-증가 경로가 변환된 엣지 커패시티 방향성 그래프에서 발견되면 도 6에 나타난 알고리즘은 잔여 커패시티와 엣지의 흐름값(flow value)를 업데이트한다. 신규 경로는 기존 경로가 신규 경로의 엣지 $e_{x,y}$ 의 역방향 엣지 $e_{y,x}$ 를 통해 흐름을 전송하는 경우, 흐름의 일부를 기존 경로와 교체한다.
- [0060] 도 7은 노드 커패시티 비방향성 그래프를 엣지 커패시티 방향성 그래프로 변환한 일례를 나타낸 도면이다. 최대 흐름 알고리즘은 단일 소스 노드와 단일 터미널 노드에 대해 동작하도록 설계되어 있으므로 가상의 소스 노드(virtual source node)가 추가되어 무한 커패시티 엣지를 갖는 복수개의 송신 노드와 연결되어 있다. 변환전의 노드 커패시티 비방향성 그래프는 변환후의 엣지 커패시티 방향성 그래프와 시맨틱적으로(semantically) 동등한 것이다. 주어진 노드 커패시티 비방향성 그래프에 대해서 그에 상응하여 가상의 소스 노드와 터미널 노드를 갖는 엣지 커패시티 방향성 그래프를 생성할 수 있다.
- [0061] 이하에서는 설명의 단순화를 위해서 엣지 커패시티 방향성 그래프를 나타내지 않고 노드 커패시티 비방향성 그

래프만을 나타낸다는 점을 유의해야 한다.

[0062] 한편, 그래프 G 가 r^1 엣지만으로 구성된 경우, 송신 노드로부터 터미널 노드로 전송가능한 최대 패킷 수는 기존의 최대 흐름 알고리즘에 의해 탐색된 경로의 흐름값(flow value)과 동일하다. 그러나, 그래프 G 가 r^2 엣지를 포함하는 경우 전송가능한 패킷의 수는 사용되는 엣지의 종류에 의존하므로 최대 흐름 알고리즘은 전송가능한 최대 패킷 수를 결정할 수 없다. 따라서 2 종류 이상의 엣지를 갖는 그래프에서 최대 전송 가능한 패킷의 수를 갖는 경로를 탐색하기 위한 최대 흐름 알고리즘의 개선 방법이 필요하며, 본 발명은 이러한 최대 흐름 알고리즘 방법을 개선하여 상기 도 2에서와 같은 단계(S120) 내지 단계(S160)들을 수행하게 된다. 전술한 바와 같이 본 발명은 k 개의 통신 거리(transmission range, $r^1, r^2, \dots, r^k$)를 갖는 센서 노드들에 대해서 적용할 수 있는 것이지만 이하에서는 설명의 단순화를 위하여 2개의 통신 거리(r^1, r^2)를 갖는 경우를 예로 들어서 설명하기로 한다.

[0063] 우선, 본 발명에 의하여 개선된 최대 흐름 알고리즘의 핵심은 가능한 많은 r^1 엣지를 사용하여 전술한 최대 흐름 알고리즘에서 설명한 바와 같은 f -증가 경로(f -increasing path)를 찾는 것이다. r^2 엣지는 r^1 엣지만으로 구성된 f -증가 경로가 더 이상 존재하지 않는 경우에만 추가적인 f -증가 경로를 찾는 데 사용된다. 첫번째 단계에서 본 개선 알고리즘은 주어진 그래프로부터 r^1 엣지만을 이용(r^2 엣지를 제외하고)하여 그래프를 생성한다(도 2의 단계(S120)에 해당). 두번째 단계에서, r^1 엣지만으로 구성된 그래프에서 모든 f -증가 경로를 찾는다. 그러면 잔여 그래프에서 n_s 로부터 n_t 로의 나머지 경로가 존재하지 않는다(도 2의 단계(S130)에 해당). 세번째 단계에서, 잔여 그래프에서 n_s 로부터 n_t 로의 경로를 형성하는 r^2 엣지를 찾는다. 찾아진 r^2 엣지들은 나머지 그래프에 추가된다. 추가된 각 r^2 엣지의 시작 노드의 잔여 커패시티는 하나의 r^2 엣지를 사용할 때의 잔여 커패시티로 대체된다(도 2의 단계(S140)에 해당). 즉, 각각의 추가된 r^2 엣지의 시작 노드의 C_i 는 C_i/α 로 대체된다(α 는 r^1 의 에너지 소비율에 대한 r^2 의 에너지 소비율의 정규화 상수). 네번째 단계에서, 나머지 잔여 그래프에서 n_s 로부터 n_t 로의 새로운 경로를 형성하는 사용되지 않는 r^2 엣지가 더 이상 없을 때까지 상기 세번째 및 네번째 단계를 반복한다(도 2의 단계(S150) 및 단계(S160)에 해당).

[0064] 도 8은 본 발명에 의한 방법에 의한 동작 예를 나타낸 도면이다. 도 8의 예는, 설명의 편의를 위하여 2개의 통신 거리(r^1, r^2)를 갖는 경우에 대한 것이다.

[0065] 우선, 도 8a의 그래프는 도 2의 단계(S100, S100)을 거쳐 형성된 상태이다. 다만, 전술한 바와 같이, 엣지 커패시티 그래프는 그에 상응하는 노드 커패시티 그래프가 존재하므로 도 8에서는 설명의 단순화를 위하여 노드 커패시티 그래프만으로 표현하였음을 유의하여야 한다. 도 8a의 그래프에서 $n_s=n_0, n_t=n_{10}, \alpha=2$ 이다.

[0066] 도 8b는 전술한 첫번째 단계(도 2의 단계(S120)에 해당)에서 생성된 r^1 엣지만으로 구성된 그래프를 나타낸 것이다. 도 8b를 참조하면 r^2 엣지는 제거된 상태에서 r^1 엣지만으로 구성된 그래프임을 알 수 있으며, 두번째 단계에서 탐색된 f -증가 경로는 회색 화살표로 표시하였다.

[0067] 도 8c는 두번째 단계 이후 획득된 잔여 그래프를 나타낸 것인데(도 2의 단계(S130)의 수행 이후의 잔여 그래프에 해당), n_0 로부터 n_{10} 으로 경로가 존재하지 않는다. 여기에서 0 잔여 커패시티를 갖는 노드들은 설명의 편의를 위하여 나타내지 않았다.

[0068] 도 8d는 세번째 및 네번째 단계의 결과를 나타낸 도면이다(도 2의 단계(S140) 및 단계(S150)에 해당). 세번째 단계에서 찾아진 r^2 엣지들은 회색 점선으로 나타내었다. 도 8d에서, 추가된 엣지 $e_{1,5}$ 와 $e_{3,6}$ 의 시작 노드 n_1 과 n_3 의 C_1^f 과 C_3^f 은 각각 C_1^f/α 과 C_3^f/α 로 각각 대체되었음을 알 수 있다. 네번째 단계에서 찾은 f -증가 경로는 회색 화살표로 나타내었다. 회색 화살표 옆의 회색 숫자는 전송가능한 패킷의 숫자를 나타낸다.

[0069] 도 8e는 네번째 단계 이후 획득된 잔여 그래프(residual graph)를 나타낸 것이고, 도 8f는 세번째 및 네번째

단계를 반복 수행한 결과를 나타낸 것으로서, $e_{6,9}$ 는 새롭게 추가된 r^2 엣지이고 C_6^f 은 C_6^f/a 로 대체되어 있음을 알 수 있다.

[0070] 도 8g는 세번째 및 네번째 단계를 반복 수행한 후 획득된 잔여 그래프를 나타낸 것으로서, 여기에서 n_0 으로부터 n_{10} 으로의 신규 경로가 형성된 r^2 엣지가 더 이상 존재하지 않는다. 도 8f 및 도 8g를 거친 상태는 도 2의 단계(S160)에서 미사용 엣지가 없을 때까지 도 2의 단계(S140) 및 단계(S150)을 수행하는 것에 상당한다.

[0071] 도 8h는 이러한 알고리즘에 의해 탐색된 모든 경로에서의 전송가능 패킷의 수를 나타낸 것으로서, 도 8h에서 회색 화살표 옆에 나타난 회색 숫자로 표시되었다. 이러한 전송 가능 패킷의 수를 전체 경로에 대해서 구하면 소스 노드에서 터미널 노드로의 전체 경로 통신량을 산출할 수 있게 되고(도 2의 단계(S160)), 이 전체 경로 통신량을 주어진 통신 시간(T)로 나누면 단위시간당 전송 패킷수를 산출할 수 있게 된다. 이에 의하여, 복수개의 센서 노드로 구성된 무선 센서 네트워크에서 연결 시간을 보장하면서 단위 시간당 전송할 수 있는 패킷의 수를 최대화할 수 있게 된다.

[0072] 한편, 도 8i는 최소 컷(minimum cut)을 나타낸 것으로서, 이에 의하여 전송가능한 패킷의 수는 탐색된 경로에서 전송되는 패킷의 수와 동일함을 알 수 있다. 컷은 n_1 , n_4 , n_3 으로 구성된다.

[0073] 다음의 수도-코드(pseudo-code)는 도 8의 예를 나타낸 것으로서 최대-패킷 알고리즘(maximum-packets algorithm)이라 한다.

[0074] 단계 1 : 주어진 그래프에서 r^1 엣지만으로 구성되는 그래프를 생성한다.

[0075] 단계 2 : 단계 1에서 생성된 그래프에 f-증가 경로가 존재하지 않을 때까지 최대 경로 알고리즘을 적용한다.

[0076] 단계 3 : 잔여 그래프의 n_s 에서 n_t 로의 경로를 형성하는 r^2 엣지를 찾는다. 추가된 r^2 엣지 각각의 시작 노드의 잔여 커패시티 C_u^f 를 r^2 엣지를 사용할 때의 잔여 커패시티 C_u^f/a 로 대체한다.

[0077] 단계 4 : 최대 흐름 알고리즘을 추가된 r^2 엣지를 갖는 잔여 그래프에 대해 적용한다.

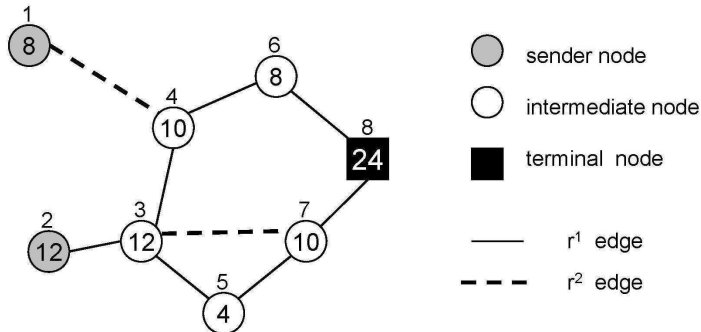
[0078] 단계 5 : 잔여 그래프의 n_s 로부터 n_t 로의 경로를 형성하는 사용되지 않는 r^2 엣지가 더 이상 존재하지 않을 때까지 상기 단계 3과 4를 반복한다.

[0079] 전술한 바와 같이, 이러한 단계 1 내지 단계 5를 k개의 통신 거리를 갖는 센서 네트워크에 적용시킬 수 있는데, 도 2에서 설명한 바와 같이 아직 사용하지 않은 엣지를 r^2 , r^3 , ..., r^k 순서대로 찾으면서 찾은 r^x 엣지의 시작 노드의 잔여 통신량을 변경하면서 최대 흐름 알고리즘을 반복 적용하게 되면 2개의 통신 거리를 갖는 경우 뿐 아니라 도 2에서와 같이 k개의 통신 거리를 갖는 네트워크에도 적용할 수 있게 된다.

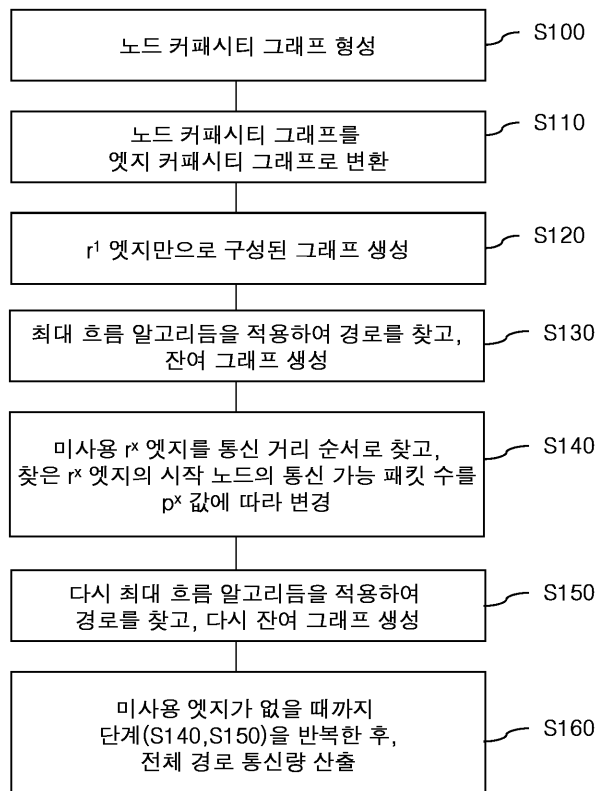
[0080] 이상에서 설명한 본 발명은 주어진 에너지 용량 조건 하에서 에너지 고갈에 의한 통신 장애 없이 주어진 시간 동안 다수의 송신 노드가 터미널 노드와 통신할 수 있는 방법을 제시한다. 따라서, 본 발명에 의하면, 주어진 통신 시간 동안의 연결 시간을 보장하면서 무선 센서 네트워크에서 패킷 통신량을 최대화할 수 있는 방법을 제공할 수 있게 된다.

도면

도면1



도면2



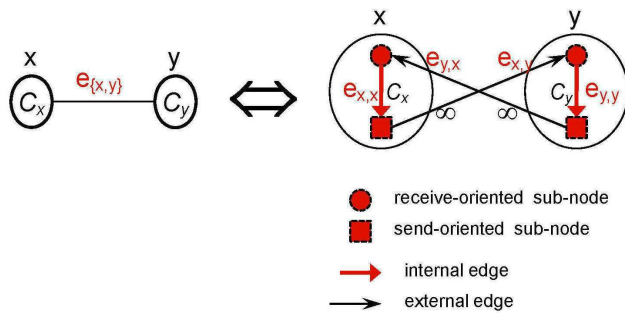
도면3

```

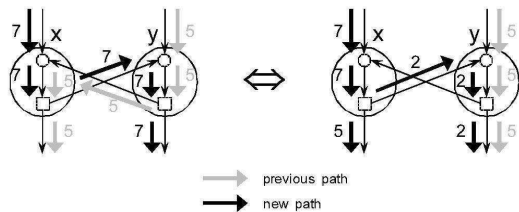
for each edge  $e_{u,v} \in E$  do
   $f(u, v) \leftarrow 0$ ;
endfor
while there exists an  $f$ -increasing path  $P$  in  $G^f$  do
   $\Delta_1 \leftarrow \min\{c_{u,v}^f : \text{forward edge } e_{u,v} \in E \text{ and } e_{u,v} \in P\}$ ;
   $\Delta_2 \leftarrow \min\{f(v, u) : \text{reverse edge } e_{v,u} \in E \text{ and } e_{u,v} \in P\}$ ;
   $\Delta \leftarrow \min\{\Delta_1, \Delta_2\}$ ;
  for each edge  $e_{u,v}$  in  $P$  do
    if  $e_{u,v}$  is a forward edge ( $e_{u,v} \in E$ )
       $f(u, v) \leftarrow f(u, v) + \Delta$ ;
    else if  $e_{u,v}$  is a reverse edge ( $e_{v,u} \in E$ )
       $f(u, v) \leftarrow f(u, v) - \Delta$ ;
    endfor
  endwhile
endwhile

```

도면4



도면5



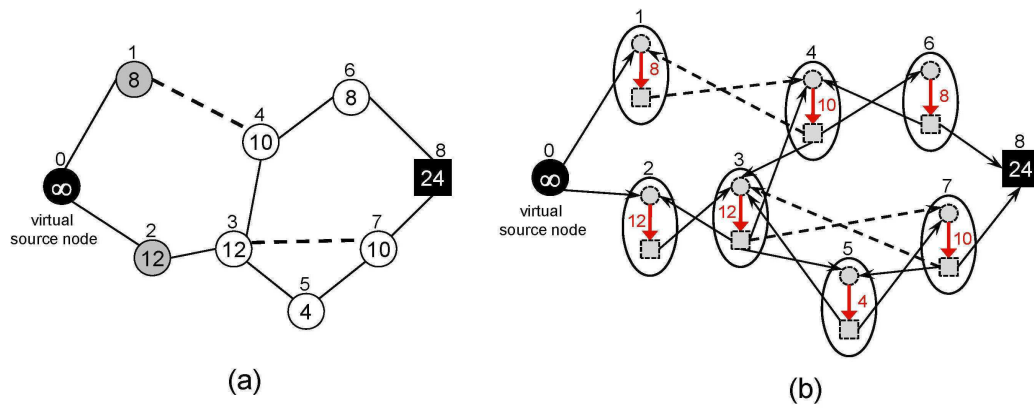
도면6

```

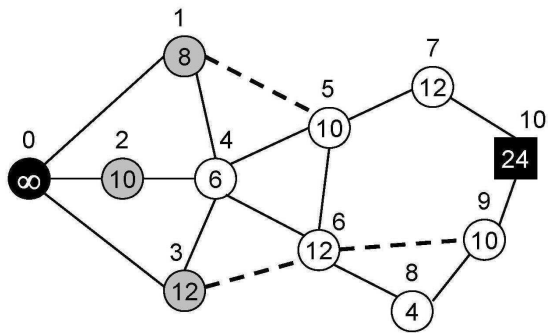
 $\Delta \leftarrow$  the flow value of the found  $f$ -increasing path  $P$ ;
for each edge  $e_{x,y}$  in  $P$  do
  if  $f(y, x) = 0$  (there is no previous path on  $e_{y,x}$ )
     $f(x, y) \leftarrow f(x, y) + \Delta$ ;
     $f(x, x) \leftarrow f(x, x) + \Delta$ ;  $c_{x,x}^f \leftarrow c_{x,x}^f - \Delta$ ;
  else if  $f(y, x) > 0$  (there is a previous path on  $e_{y,x}$ )
    if  $\Delta \leq f(y, x)$ 
       $f(y, x) \leftarrow f(y, x) - \Delta$ ;
    else if  $\Delta > f(y, x)$ 
       $f(y, x) \leftarrow 0$ ;
       $\delta \leftarrow \Delta - f(y, x)$ ;  $f(x, y) \leftarrow \delta$ ;
       $f(x, x) \leftarrow f(x, x) + \delta$ ;  $c_{x,x}^f \leftarrow c_{x,x}^f - \delta$ ;
       $f(y, y) \leftarrow f(y, y) + \delta$ ;  $c_{y,y}^f \leftarrow c_{y,y}^f - \delta$ ;
    endfor
  endfor
endfor

```

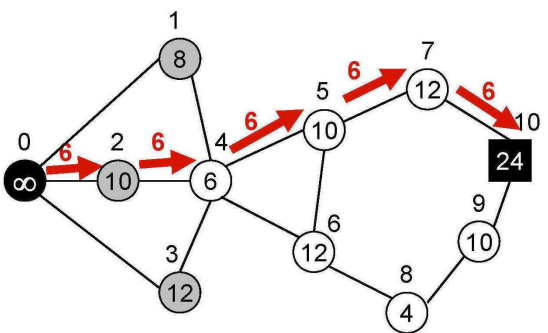
도면7



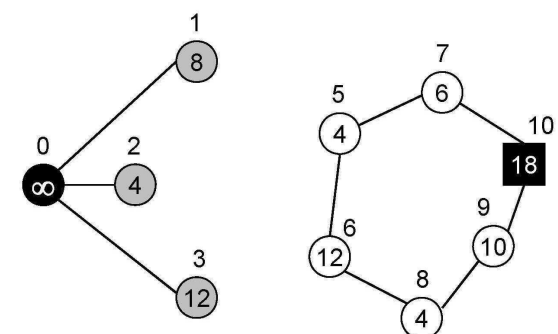
도면8a



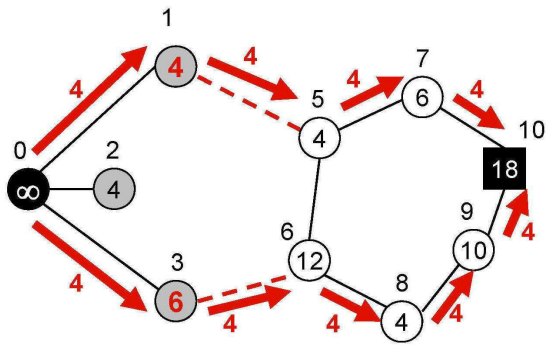
도면8b



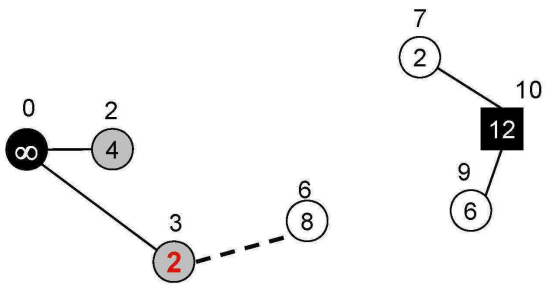
도면8c



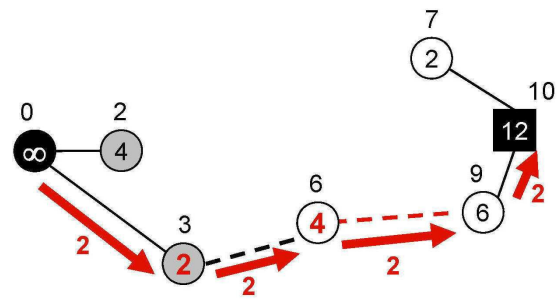
도면8d



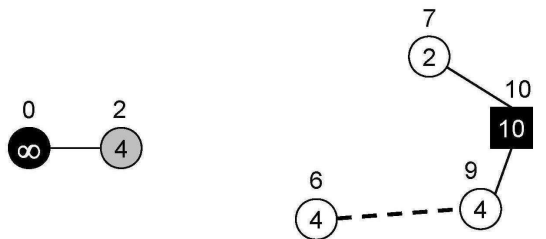
도면8e



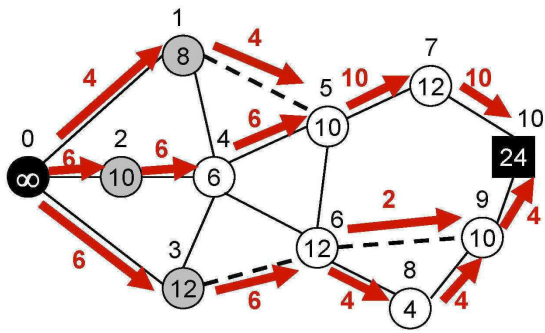
도면8f



도면8g



도면 8h



도면8i

