



(19) 대한민국특허청(KR)  
(12) 공개특허공보(A)

(11) 공개번호 10-2018-0074399  
(43) 공개일자 2018년07월03일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)  
H04L 12/841 (2013.01) H04L 12/801 (2013.01)  
H04L 12/891 (2013.01)

(52) CPC특허분류  
H04L 47/283 (2013.01)  
H04L 47/14 (2013.01)

(21) 출원번호 10-2016-0178438  
(22) 출원일자 2016년12월23일  
심사청구일자 2016년12월23일  
기술이전 희망 : 기술양도

(71) 출원인  
울산대학교 산학협력단  
울산광역시 남구 대학로 93(무거동)

(72) 발명자  
윤석훈  
울산광역시 남구 문수로314번길 11, 103동 401호  
(옥동, 옥동서광아파트)

(74) 대리인  
김중선, 이형석

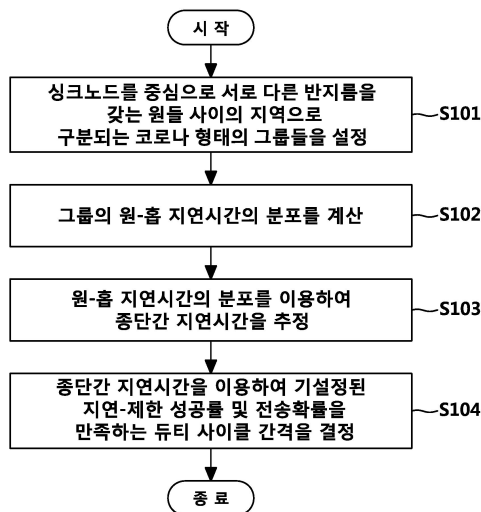
전체 청구항 수 : 총 14 항

(54) 발명의 명칭 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법

**(57) 요약**

본 발명은 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법에 관한 것으로서, 더욱 상세하게는, 무선 센서 네트워크에서 싱크노드 및 적어도 하나 이상의 센서노드들이 속하는 그룹을 설정하되, 싱크노드를 중심으로 서로 다른 반지름을 갖는 원들 사이의 지역으로 구분되는 코로나 형태의 그룹들을 설정하는 단계; 상기 설정된 그룹의 원-홉 지연시간의 분포를 계산하고, 상기 계산된 원-홉 지연시간의 분포를 이용하여 종단간 지연시간을 추정하는 단계; 및 상기 추정된 종단간 지연시간을 이용하여 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계를 포함한다.

**대표도** - 도1



(52) CPC특허분류

*HO4L 47/17* (2013.01)

*HO4L 47/41* (2013.01)

이 발명을 지원한 국가연구개발사업

과제고유번호 1711037227

부처명 미래창조과학부

연구관리전문기관 한국연구재단

연구사업명 개인연구지원

연구과제명 신속한 재해 상황 파악을 위한 대규모 UAV 네트워크 기반 협력적 감시기술

기여율 1/2

주관기관 울산대학교

연구기간 2014.05.01 ~ 2017.04.30

이 발명을 지원한 국가연구개발사업

과제고유번호 1345252747

부처명 교육부

연구관리전문기관 한국연구재단

연구사업명 이공학개인지초연구지원

연구과제명 사용자 이동성 예측 모델 및 기회적이동소셜네트워크에서의 메시지 라우팅 기술 개발

기여율 1/2

주관기관 울산대학교

연구기간 2016.11.01 ~ 2019.10.31

## 명세서

### 청구범위

#### 청구항 1

무선 센서 네트워크에서 싱크노드 및 적어도 하나 이상의 센서노드들이 속하는 그룹을 설정하되, 싱크노드를 중심으로 서로 다른 반지름을 갖는 원들 사이의 지역으로 구분되는 그룹으로 설정하는 단계;

상기 설정된 그룹의 원-홉 지연시간의 분포를 계산하고, 상기 계산된 원-홉 지연시간의 분포를 이용하여 종단간 지연시간을 추정하는 단계; 및

상기 추정된 종단간 지연시간을 이용하여 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계

를 포함하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

#### 청구항 2

제1항에 있어서,

상기 그룹으로 설정하는 단계는,

각 그룹의 폭을 센서노드의 통신 전송 거리보다 작게 그룹을 설정하고, 상기 싱크노드를 포함하는 그룹부터 그룹 번호가 순차적으로 증가시켜 그룹을 설정하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

#### 청구항 3

제1항에 있어서,

상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는,

특정 그룹에 속한 센서노드의 통신 전송 거리 내에 위치하고 그룹 번호가 작은 센서노드들인 특정 개수의 잠재적 중계자를 갖는 확률과, 각 센서노드의 무작위 스케줄링을 이용하여 원-홉 지연시간의 분포를 계산하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

#### 청구항 4

제1항에 있어서,

상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는,

전체 그룹에서 두 번째 그룹의 원-홉 지연시간을 이용한 근사화를 통해 종단간 지연시간을 추정하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

#### 청구항 5

제1항에 있어서,

상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는,

중심 극한 정리를 이용하여 상기 종단간 지연시간을 복수 개의 독립적이고 동일한 분포를 갖는 랜덤 변수의 합으로 근사화하는 상기 종단간 지연시간을 추정하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

#### 청구항 6

제1항에 있어서,

상기 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계는,

중심 극한 정리에 의해 도출된 정규 분포를 이용하여, 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 7**

무선 센서 네트워크에서 싱크노드가 그룹결정 메시지를 주위 센서노드에 전송하고, 상기 그룹결정 메시지를 수신한 각 센서노드가 다시 주위 센서노드에 전송하여 상기 싱크노드 및 각 센서노드들이 속하는 그룹을 설정하는 단계;

상기 설정된 그룹의 원-홉 지연시간의 분포를 계산하고, 상기 계산된 원-홉 지연시간의 분포를 이용하여 종단간 지연시간을 추정하는 단계; 및

상기 추정된 종단간 지연시간을 이용하여 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계

를 포함하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 8**

제7항에 있어서,

상기 그룹을 설정하는 단계는,

상기 그룹결정 메시지에 그룹 번호, 싱크노드에 의해 기설정된 일련 번호 및 전송자 ID를 포함시켜 주위 센서노드에 전송하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 9**

제7항에 있어서,

상기 그룹을 설정하는 단계는,

상기 그룹결정 메시지를 수신한 각 센서노드가 상기 수신된 그룹결정 메시지의 그룹 번호를 증가시키고, 그룹 번호가 증가된 그룹결정 메시지를 다시 주위 센서노드에 전송하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 10**

제7항에 있어서,

상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는,

각 센서노드가 그룹결정 메시지를 수신하고, 기설정된 시간 이후에 잠재적 중계자의 개수를 확인하기 위한 중계자 개수 메시지를 싱크노드에 전송하도록 자신보다 작은 그룹 번호를 갖는 주위 센서노드에 전송하고, 상기 싱크노드가 각 센서노드가 갖고 있는 잠재적 중계자의 개수에 대한 분포를 산출하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 11**

제10항에 있어서,

상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는,

상기 산출된 잠재적 중계자의 개수에 대한 분포를 이용하여, 각 노드가 특정 개수의 잠재적 중계자를 가질 확률을 추산하고, 상기 추산된 특정 개수의 잠재적 중계자를 갖는 확률과 각 센서노드의 무작위 스케줄링을 이용하여 원-홉 지연시간의 분포를 계산하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 12**

제7항에 있어서,

상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는,

전체 그룹에서 두 번째 그룹의 원-홉 지연시간을 이용한 근사화를 통해 중단간 지연시간을 추정하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 13**

제7항에 있어서,

상기 중단간 지연시간을 추정하는 단계는,

중심 극한 정리를 이용하여 상기 중단간 지연시간을 복수 개의 독립적이고 동일한 분포를 갖는 랜덤 변수의 합으로 근사화하는 상기 중단간 지연시간을 추정하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**청구항 14**

제7항에 있어서,

상기 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계는,

중심 극한 정리에 의해 도출된 정규 분포를 이용하여, 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법.

**발명의 설명**

**기술 분야**

[0001] 본 발명은 듀티 사이클 간격 즉, 어떤 시간적 길이로 슬립-액티브(sleep-active) 구간을 반복시키는 간격을 구하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법에 관한 것으로서, 더욱 상세하게는 요구되는 지연-제한 성공율(delay-constrained success ratio, DCSR)이 달성되도록 요구된 확률로 패킷들이 싱크노드에 도착하면서 듀티 사이클 간격을 최대화할 수 있는, 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법에 관한 것이다.

**배경 기술**

[0002] 무선 센서 네트워크(Wireless sensor networks, WSNs)는 많은 애플리케이션 (예를 들면, 군사 감시, 농업 및 환경 모니터링 등)에서 주로 사용되고 있다. 다수의 센서들은 파라미터를 측정하기 위해 소정 영역에 배치된다. 그리고 다수의 센서는 싱크노드에 데이터를 전송한다. 센서들은 일반적으로 제한된 배터리를 구비하도록 제공되므로, 에너지 소비의 감소는 주요 관심사로 대두되고 있다.

[0003] 다시 말하면, 무선센서네트워크에서는 센서노드 (센서장치 + 통신장치 + 프로세서 포함)가 배터리에 의존하여 동작하는 경우가 많으므로 에너지의 효율적 사용(전력소모)가 중요한 이슈이다.

[0004] 많은 경우, 센서노드들은 통신장치의 전원을 항상 켜 놓지 않고, 주기적으로 수면상태(Sleep)와 활성상태(Active)를 반복한다(듀티 사이클링). 활성상태 또는 어웨이크(Awake) 상태보다 긴 수면상태 구간을 가짐으로써, 전력소모를 최소화하고자 한다.

[0005] 예를 들어, 50초의 Sleep 구간과 3초의 액티브(Active) 구간을 반복할 수 있다. 이러한 듀티 사이클링은 센서네트워크에 일반적으로 사용되는 방안이다.

[0006] 듀티 사이클링(Duty cycling)은 소비되는 에너지를 감소시키고 네트워크 수명을 연장시키기 위해 유용한 솔루션이 된다. 그러나 노드는 데이터를 즉시 전송하는 대신 다음 홉이 활성화(Active)되는 동안 기다려야 하기 때문에 높은 지연을 야기한다. 일부 애플리케이션들에서, 패킷들은 일정 시간 내에 싱크노드에 도착하도록 요구된다. 예를 들면, 중요한 이벤트들(예컨대, 산림 화재 검출)의 검출은 특정 지연 범위 안에서 싱크노드에 보고되어야 한다. 이와 같이, 중요 이벤트들을 빨리 응답하기 위해, 제한된 지연을 갖는 지연-제한 전달 알고리즘(delay-constrained forwarding algorithm)이 실무적으로 주로 선호된다.

[0007] 시스템이나 네트워크 요구사항에 맞는 듀티 사이클간격의 길이를 구하는 기술은 많이 발명되지 않았다.

[0008] 액티브(Active) 구간이 고정되어 있다고 할 때(예. 3초), 듀티 사이클 간격이 길어질수록 센서노드들은 전력을 적게 소모하게 되며, 전체 센서네트워크는 보다 오랜 기간 동안 생존할 수 있다. 하지만, 매우 큰 듀티 사이클

간격에서는 멀티홉 중계방식을 사용하는 센서네트워크에서 센서데이터의 전달 지연이 매우 커질 수 있다.

[0009] 한편, 종단간(end-to-end, E2E)의 지연 문제들을 처리하기 위해 라우팅 및 스케줄링 프로토콜들에서 여러 가지 연구들이 진행되고 있다. 그러나 이러한 알고리즘들은 글로벌 정보(예컨대, 네트워크에서 모든 원-홉 지연들 및 통신 링크들), 높은 메시지 복잡성 또는 노드들 사이의 고가의 시간 동기화를 요구한다. 게다가, 이러한 알고리즘들은 센서 노드들이 무선 센서 네트워크(WSNs)에 배치되기 전에 주어진 네트워크 파라미터들로 E2E 지연의 분포를 측정할 수 없다. 즉, 이러한 알고리즘들은 싱크노드에서의 패킷 도착 시간이나 특정 시간 내에 목적지에 도착할 패킷들의 비율을 측정할 수 없다.

[0010] 무선 센서 네트워크에서 지연 문제를 해결하는 스케줄링 및 라우팅에 대한 여러 가지의 연구들이 진행되고 있지만, 이러한 연구들은 실제 노드 배치 이전에 E2E 지연의 분포를 측정할 수 없다는 문제점이 있다.

**선행기술문헌**

**특허문헌**

[0011] (특허문헌 0001) 대한민국 등록특허공보 제10-0956642호 (2010.04.29. 등록)

**발명의 내용**

**해결하려는 과제**

[0012] 본 발명의 실시 예들은 요구되는 지연-제한 성공률(delay-constrained success ratio, DCSR)이 달성되도록 요구된 확률로 패킷들이 싱크노드에 도착하면서 듀티 사이클 간격을 최대화할 수 있는, 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 방법을 제공하고자 한다.

**과제의 해결 수단**

[0013] 본 발명의 제1 측면에 따르면, 무선 센서 네트워크에서 싱크노드 및 적어도 하나 이상의 센서노드들이 속하는 그룹을 설정하되, 싱크노드를 중심으로 서로 다른 반지름을 갖는 원들 사이의 지역으로 구분되는 그룹으로 설정하는 단계; 상기 설정된 그룹의 원-홉 지연시간의 분포를 계산하고, 상기 계산된 원-홉 지연시간의 분포를 이용하여 종단간 지연시간을 추정하는 단계; 및 상기 추정된 종단간 지연시간을 이용하여 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계를 포함하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법이 제공될 수 있다.

[0014] 상기 그룹으로 설정하는 단계는, 각 그룹의 폭을 센서노드의 통신 전송 거리보다 작게 그룹을 설정하고, 상기 싱크노드를 포함하는 그룹부터 그룹 번호가 순차적으로 증가시켜 그룹을 설정할 수 있다.

[0015] 상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는, 특정 그룹에 속한 센서노드의 통신 전송 거리 내에 위치하고 그룹 번호가 작은 센서노드들인 특정 개수의 잠재적 중계자를 갖는 확률과, 각 센서노드의 무작위 스케줄링을 이용하여 원-홉 지연시간의 분포를 계산할 수 있다.

[0016] 상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는, 전체 그룹에서 두 번째 그룹의 원-홉 지연시간을 이용한 근사화를 통해 종단간 지연시간을 추정할 수 있다.

[0017] 상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는, 중심 극한 정리를 이용하여 상기 종단간 지연시간을 복수 개의 독립적이고 동일한 분포를 갖는 랜덤 변수의 합으로 근사화하는 상기 종단간 지연시간을 추정할 수 있다.

[0018] 상기 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계는, 중심 극한 정리에 의해 도출된 정규 분포를 이용하여, 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정할 수 있다.

[0019] 한편, 본 발명의 제2 측면에 따르면, 무선 센서 네트워크에서 싱크노드가 그룹결정 메시지를 주위 센서노드에 전송하고, 상기 그룹결정 메시지를 수신한 각 센서노드가 다시 주위 센서노드에 전송하여 상기 싱크노드 및 각 센서노드들이 속하는 그룹을 설정하는 단계; 상기 설정된 그룹의 원-홉 지연시간의 분포를 계산하고, 상기 계산된 원-홉 지연시간의 분포를 이용하여 종단간 지연시간을 추정하는 단계; 및 상기 추정된 종단간 지연시간을 이용하여 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계를 포함하는 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법이 제공될 수 있다.

- [0020] 상기 그룹을 설정하는 단계는, 상기 그룹결정 메시지에 그룹 번호, 싱크노드에 의해 기설정된 일련 번호 및 전송자 ID를 포함시켜 주위 센서노드에 전송할 수 있다.
- [0021] 상기 그룹을 설정하는 단계는, 상기 그룹결정 메시지를 수신한 각 센서노드가 상기 수신된 그룹결정 메시지의 그룹 번호를 증가시키고, 그룹 번호가 증가된 그룹결정 메시지를 다시 주위 센서노드에 전송할 수 있다.
- [0022] 상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는, 각 센서노드가 그룹결정 메시지를 수신하고, 기설정된 시간 이후에 잠재적 중계자의 개수를 확인하기 위한 중계자 개수 메시지를 싱크노드에 전송하도록 자신보다 작은 그룹 번호를 갖는 주위 센서노드에 전송하고, 상기 싱크노드가 각 센서노드가 갖고 있는 잠재적 중계자의 개수에 대한 분포를 산출할 수 있다.
- [0023] 상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는, 상기 산출된 잠재적 중계자의 개수에 대한 분포를 이용하여, 각 노드가 특정 개수의 잠재적 중계자를 가질 확률을 추산하고, 상기 추산된 특정 개수의 잠재적 중계자를 갖는 확률과 각 센서노드의 무작위 스케줄링을 이용하여 원-홉 지연시간의 분포를 계산할 수 있다.
- [0024] 상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는, 전체 그룹에서 두 번째 그룹의 원-홉 지연시간을 이용한 근사화를 통해 종단간 지연시간을 추정할 수 있다.
- [0025] 상기 종단간 지연시간을 추정하는 단계는, 중심 극한 정리를 이용하여 상기 종단간 지연시간을 복수 개의 독립적이고 동일한 분포를 갖는 랜덤 변수의 합으로 근사화하는 상기 종단간 지연시간을 추정할 수 있다.
- [0026] 상기 듀티 사이클 간격을 결정하는 단계는, 중심 극한 정리에 의해 도출된 정규 분포를 이용하여, 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정할 수 있다.

**발명의 효과**

- [0027] 본 발명의 실시 예들은 요구되는 지연-제한 성공율(delay-constrained success ratio, DCSR)이 달성되도록 요구된 확률로 패킷들이 싱크노드에 도착하면서 듀티 사이클 간격을 최대화할 수 있다.

**도면의 간단한 설명**

- [0028] 도 1은 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법에 대한 흐름도이다.
- 도 2는 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 네트워크 모델에 대한 설명도이다.
- 도 3은 본 발명의 실시 예에 따른 교차 지역을 도시한 도면이다.
- 도 4는 본 발명의 실시 예에 따른 교차 지역을 재도시한 도면이다.
- 도 5는 본 발명의 제2 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법에 대한 흐름도이다.

**발명을 실시하기 위한 구체적인 내용**

- [0029] 이하, 본 발명의 실시 예를 첨부된 도면을 참조하여 설명한다. 본 발명에 따른 동작 및 작용을 이해하는 데 필요한 부분을 중심으로 상세히 설명한다. 본 발명의 실시 예를 설명하면서, 본 발명이 속하는 기술 분야에 익히 알려졌고 본 발명과 직접적으로 관련이 없는 기술 내용에 대해서는 설명을 생략한다. 이는 불필요한 설명을 생략함으로써 본 발명의 요지를 흐리지 않고 더욱 명확히 전달하기 위함이다.
- [0030] 또한, 본 발명의 구성 요소를 설명하는 데 있어서, 동일한 명칭의 구성 요소에 대하여 도면에 따라 다른 참조부호를 부여할 수도 있으며, 서로 다른 도면임에도 동일한 참조부호를 부여할 수도 있다. 그러나 이와 같은 경우라 하더라도 해당 구성 요소가 실시 예에 따라 서로 다른 기능을 갖는다는 것을 의미하거나, 서로 다른 실시 예에서 동일한 기능을 갖는다는 것을 의미하는 것은 아니며, 각각의 구성 요소의 기능은 해당 실시 예에서의 각각의 구성 요소에 대한 설명에 기초하여 판단하여야 할 것이다.
- [0031] 본 발명은 주어진 네트워크 모델을 갖는 E2E 지연 분포 및 파라미터들은 요구된 지연-제한 성공율이 만족되는 최대 듀티 사이클 간격을 결정하기 위해 추정된다. 각 센서노드는 선택된 간격을 이용하여 독립적으로 웨이크업(Wake-up) 시간을 선택한다. 그리고 패킷은 센서노드 및 싱크노드 사이의 거리에 기초하여 결정된 잠재적 중계자 집합의 센서노드에 전달된다. 센서노드들 간의 시간 동기화가 필요하지 않고, 센서노드는 주위 센서노드 정

보를 미리 유지할 필요가 없다.

- [0032] 본 발명은 마감기한-의식 스케줄링 및 전달(deadline-aware scheduling and forwarding, DASF) 알고리즘으로 지칭되는 지연-제한 전달 알고리즘에 관한 것이다. 본 발명은 듀티 사이클 간격을 최대화하는 한편, 패킷들이 요구되는 확률, 또는 지연-제한 성공률(delay-constrained success ratio, DCSR)을 갖고 싱크노드에 도착하는 것을 보장한다. DASF에서, 종단간(E2E) 지연의 분포는 듀티 사이클의 함수 및 잠재적 중계자의 수로서 추정되고, E2E 지연의 분포는 또한 주어진 네트워크 모델 및 파라미터들로 추정된다. 듀티 사이클 간격의 최대 값은 요구되는 DCSR이 만족되도록 선택된다.
- [0033] 선택된 듀티 사이클 간격을 이용하여, DASF 내의 각 노드는 노드의 슬립 및 웨이크-업 시간들을 독립적으로 스케줄링한다. 송신 노드는 잠재적 중계자들 사이에 첫 번째로 웨이크업하는 노드에 패킷을 전달한다. DASF는 무선 센서 네트워크에서 센서들 사이의 시간 동기화를 요구하지 않는다. 게다가, 운영자가 E2E 지연을 평가하고 실제 배치 전에 자원 계획(예컨대, 노드들의 개수를 세팅)을 수행할 수 있다.
- [0034] 본 발명을 검증하기 위해, 다양한 시나리오들을 이용하여 시뮬레이션들이 수행되었다. 시뮬레이션 결과들은 DASF가 필요한 DCSR을 달성하고, E2E 지연 및 DCSR에 관해서 기존 알고리즘들을 능가하는 것을 보여준다.
- [0035] 도 1은 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법에 대한 흐름도이다.
- [0036] 도 1에 도시된 바와 같이, 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법은 S101 내지 S104 단계에 따라 수행된다.
- [0037] S101 단계에서, 싱크노드를 중심으로 서로 다른 반지름을 갖는 원들 사이의 지역으로 구분되는 코로나 형태의 그룹들을 설정한다.
- [0038] 여기서, S101 단계는, 각 그룹의 폭을 센서노드의 통신 전송 거리보다 작게 그룹을 설정하고, 상기 싱크노드를 포함하는 그룹부터 그룹 번호가 순차적으로 증가시켜 그룹을 설정할 수 있다.
- [0039] S102 단계에서, 그룹의 원-홉 지연시간의 분포를 계산한다.
- [0040] 여기서, S102 단계는, 특정 그룹에 속한 센서노드의 통신 전송 거리 내에 위치하고 그룹 번호가 작은 센서노드 들인 특정 개수의 잠재적 중계자를 갖는 확률과, 각 센서노드의 무작위 스케줄링을 이용하여 원-홉 지연시간의 분포를 계산할 수 있다.
- [0041] S103 단계에서, 원-홉 지연시간의 분포를 이용하여 종단간 지연시간을 추정한다.
- [0042] 여기서, S103 단계는, 전체 그룹에서 두 번째 그룹의 원-홉 지연시간을 이용한 근사화를 통해 종단간 지연시간을 추정할 수 있다.
- [0043] S103 단계는, 중심 극한 정리를 이용하여 상기 종단간 지연시간을 복수 개의 독립적이고 동일한 분포를 갖는 랜덤 변수의 합으로 근사화하는 상기 종단간 지연시간을 추정할 수 있다.
- [0044] S104 단계에서, 종단간 지연시간을 이용하여 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 듀티 사이클 간격을 결정한다.
- [0045] 여기서, S104 단계는, 중심 극한 정리에 의해 도출된 정규 분포를 이용하여, 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정할 수 있다.
- [0046] 한편, 무선 센서 네트워크에서, 애플리케이션은 자주 패킷 지연에 대해 특정 요구조건을 갖는다. 예를 들면, 패킷들이 주어진 확률을 갖는 특정 지연 제약 내에서 싱크노드에 도착하도록 요구된다. 랜덤 변수  $Z$ 는 E2E 지연을 나타낸다. 그리고  $Z$ 는 소스 노드로부터 싱크노드까지의 경로에서 원-홉 지연의 총합으로서 고려될 수 있다.  $Y$ 는 소스노드로부터 싱크노드까지의 경로의 원-홉 지연인 각 요소에서의 벡터로 나타낸다. 만약,  $h$ 가 홉 카운트 라면,  $Y = \{Y_1, Y_2, \dots, Y_h\}$ 이다. 여기서,  $q$  번째( $1 \leq q \leq h$ ) 홉에서의 원-홉 지연을  $Y_q$ 로 나타낸다. 그러므로  $Z$ 는 하기의 [표 1]과 같이  $Y$ 의 함수로서 표현될 수 있다.



수학식 1

$$Z = \sum_{q=1}^h (Y_q)$$

[0047]

[0048]

무선 센서 네트워크에서 듀티 사이클링을 적용한다면, 원-홉 지연은 슬립 스케줄링(듀티 사이클 간격 및 액티브 시간) 및 네트워크 파라미터들에 의해 영향이 미칠 것이다.  $Y_q$ 는 듀티 사이클 간격 및 다른 파라미터들의 함수로서 하기의 [수학식 2]와 같이 표현될 수 있다.

수학식 2

$$Y_q = f(T, \phi_q)$$

[0049]

[0050]

여기서,  $\phi_q$ 는 전체 지역 및 노드의 통신 범위에서 이웃 노드 개수 등의 네트워크 파라미터들의 집합을 나타낸다.

[0051]

본 발명에서 최적화하고자 하는 문제는 하기의 [수학식 3]과 같이 나타낼 수 있다. 본 발명은 주어진 네트워크 파라미터들 및 패킷이 주어진 성공률  $p_s$ 을 갖는 지연 범위  $\zeta$ 까지 싱크노드에 도착하는 E2E 지연 제한을 이용하여 듀티 사이클 간격 T를 최대화하고자 한다.

수학식 3

$$\begin{aligned} &\text{maximize } T \\ &\text{subject to: } P(Z < \zeta) \geq p_s \end{aligned}$$

[0052]

[0053]

여기서,  $p_s$ 는 요구되는 DCSR을 나타낸다.

[0054]

본 발명에서는, 요구되는 지연을 고려한 최대 듀티 사이클을 결정하는 기술에 관한 것이다. 구체적으로, 응용프로그램이나 센서네트워크 운용 차원에서 DCSR(delay-constrained success ratio)에 대한 요구사항이 있을 때, 요구되는 DCSR을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 구하는 기술이다.

[0055]

DCSR은 주어진 시간 내에 센서데이터의 몇 퍼센트가 싱크노드에 도착하여야 하는 지에 대한 요구사항으로 정의될 수 있다. 즉, DCSR은 (97%, 30초) 쌍으로 주어질 수 있다. 이는 센서데이터의 97%가 30초내의 지연시간으로 싱크노드에 도달해야 한다는 의미이다. 이러한 문제 정의는 상기의 [수학식 3]에 정의되어 있다.

[0056]

도 2는 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 네트워크 모델에 대한 설명도이다.

[0057]

전체 네트워크는 싱크노드를 중심으로 코로나(corona) 형태로 이루어진 그룹들이 정의된다. 코로나 형태는 같은 중심점을 갖지만 다른 반지름을 갖는 두원 사이의 지역을 나타낸다.

[0058]

예를 들어, 도 2에는 k개의 그룹(corona)이 있다. 싱크노드를 포함하는 그룹이 그룹1이 되고, 이 숫자는 순차적으로 증가한다. 센서노드들은 지역 내에서 무작위로 배치된다(Random deployment with uniform distribution). 각 그룹의 폭은 센서노드의 통신 전송 거리 보다 작게 설정되어야 한다. 각 센서노드들은 무작위 스케줄링을 통하여 슬립-액티브(Sleep-Active)를 반복한다(random with uniform distribution).

[0059]

센서노드는 액티브(Active)상태일 때, 자신의 그룹번호보다 작은 그룹에 속해 있는 센서노드에 데이터를 전송한다. 각 센서노드는 슬립(Sleep)에서 액티브(Active) 상태로 전이할 때, 작은 제어 메시지(예컨대, 비컨 또는 Hello 메시지)를 주위 노드에 브로드캐스트(Broadcast)하여 자신이 깨어났음을 알린다. 데이터를 전송하기 위해

액티브(Active) 상태인 노드는, 작은 그룹번호를 갖는 노드에서 비컨 메시지를 수신하였을 때, 데이터를 전송한다. 데이터 전송 대기 노드는 자신보다 그룹번호가 작은 센서가 액티브(Active)될 때까지 슬립(Sleep) 상태로 가지 않고 대기한다.

[0060] 도 2에 도시된 바와 같이, 센서들이 반경  $l$ 을 갖고 싱크노드 주위의 원형 지역에 랜덤하게 배치되고, 각 노드는 로컬라이제이션(위치측위) 기술을 이용하여 노드의 위치를 아는 것으로 가정하기로 한다.  $N$  및  $R$ 은 각각 노드들의 전체 개수 및 전송 범위를 나타낸다. 노드들은 노드 및 싱크노드 사이의 거리에 따라 다수의 그룹으로 분할된다.  $c$ 는 그룹의 폭을 나타낸다. 노드  $A$ 는 노드  $A$  및 싱크노드 사이의 거리,  $d_A$ 를 이용하여 노드  $A$ 의 그룹 번호를 획득한다. 도 1은 전체 지역에서의 노드 배치를 도시하고 있다. 만약,  $d_A$ 가 0 이상이고 전송 범위  $R$  이하( $0 \leq d_A \leq R$ )이거나 싱크노드에 직접적으로 패킷을 전송할 수 있다면, 노드  $A$ 는 그룹 1에 속한다.  $d_A$ 가 하기의 [수학식 4]를 만족하면, 노드  $A$ 는 그룹  $j$ 에 속하게 된다.

**수학식 4**

[0061] 
$$R + c(j - 2) < d_A \leq R + c * (j - 1)$$

[0062] 여기서,  $0 \leq d_A \leq l$ 이다. 그룹들의 전체 개수는  $k$ 로 나타내고, 하기의 [수학식 5]와 같이 계산된다.

**수학식 5**

[0063] 
$$k = \left\lceil \frac{l - R}{c} \right\rceil + 1$$

[0064] 에너지 소비를 감소하기 위해, 듀티 사이클링이 네트워크에서 사용된다. 본 발명에서는  $T$  및  $T_a$ 를 듀티 사이클 간격 및 액티브 기간으로 각각 나타낸다. 센서 노드들은 랜덤 웨이크업 시간 및  $T_a$ 에 대한 어웨이크 기간(stay awake)을 독립적으로 선택한다. 그리고 센서 노드들은 듀티 사이클 간격의 나머지 시간에 대해 무선 오프(radio off)로 스위칭한다. 노드들이 무선 온(radio on)으로 스위칭할때마다, 노드들은 노드 ID 및 그룹 번호를 포함하는 비컨 메시지들을 인접 노드들에게 브로드캐스트한다. 시간 동기화는 노드들 사이에서 요구되지 않는다.

[0065] 한편, DASF에 대해서 살펴보기로 한다.

[0066] 상기 [수학식 3]에서 문제를 해결하기 위해, 본 발명은 무선 센서 네트워크에서 패킷의 E2E 지연의 분포 함수를 획득하는 것이 필요하다. E2E 지연은 상기의 [수학식 1]과 같이 원-홉 지연들의 총합이기 때문에, 본 발명은 먼저 원-홉 지연 분포를 추정한다. 노드들은 균등 분포로 랜덤하게 배치되고, 각 중계 노드는 독립적으로 전달을 결정한다. 밀집 네트워크(dense network)에서, 각 노드는 유사한 개수의 이웃하는 노드들을 갖는다. 원-홉 지연 랜덤 변수들은 동일한 분포 함수를 갖도록 고려될 수 있다. 그러므로 E2E 지연 분포를 근사화하기 위해, 본 발명은 긴 경로에 대해 중심 극한 정리(central limit theorem)를 적용한다. E2E 지연의 기대 및 분산은 각각 원-홉 지연들의 기대 및 분산의 총합인 정규 분포 함수로 근사화된다.

[0067] 본 발명은 지연-제한 전달 알고리즘을 제안하고, 듀티 사이클 간격 및 네트워크 파라미터들을 이용하여 E2E 지연 분포를 근사화한다. 그리고 본 발명은 주어진 네트워크 파라미터들을 이용하여, 원하는 지연-제한 성공률을 갖는 지연 경계(delay bound)를 만족하기 위해 듀티 사이클 간격을 조정할 수 있다.

[0068] 한편, 그룹-기반의 패킷 전달 방안에 대해서 살펴보기로 한다.

[0069] 본 발명은 그룹  $j$ 에서의 노드  $A$ 를 고려하고, 노드  $A$ 는  $m$ 개의 잠재적 중계자를 갖고, 잠재적 중계자의 그룹 ID는 노드  $A$ 의 그룹 ID보다 작은 값을 갖는다. 전송자는  $m$ 개의 잠재적 중계자 중에서 가장 먼저 액티브상태로 전이되는 노드를 데이터 전달을 위하여 선택한다.

[0070] 예를 들어, 노드 A는 3개의 잠재적 중계자들(예컨대, 노드 B, C 및 D)을 갖는 것으로 가정한다. 노드 A가 시각  $t_0$ 에서 싱크노드에 전송하는 패킷을 가지는 것을 가정한다.

[0071] 비컨 메시지를 수신하면, 노드 A는 비컨 메시지의 전송자가 액티브한 것을 인식한다. 만약, 노드 A는 3개의 잠재적 후보들 중에서 노드 C에 의해 첫 번째로 브로드캐스트한 비컨 메시지를 수신하면, 노드 A는 다음 전달자로서 노드 C를 선택할 것이다.

[0072] 랜덤 변수 M은 그룹 j에서 노드의 잠재적 중계자의 개수를 나타낸다. 원-홉 지연 및 E2E 지연은 잠재적 중계자의 개수 M에 종속되기 때문에, 본 발명은 전달 알고리즘에 기초하여 원-홉 지연 및 E2E 지연의 분포를 나타내도록 한다.

[0073] 도 3은 본 발명의 실시 예에 따른 교차 지역을 도시한 도면이다.

[0074] M의 분포에 대해서 살펴보기로 한다.

[0075] E2E 지연의 분포를 추정하기 위해서, 본 발명은 주어진 네트워크 파라미터들 및 전송자의 위치를 이용하여 랜덤

변수 M의 분포를 추정한다. 첫째, 본 발명은 노드 밀집도를  $\rho = \frac{N}{S}$  와 같이 나타낸다. 여기서, N은 무선 센서 네트워크에서 노드들의 전체 개수를 나타내고, S는 전체 지역 크기를 나타낸다. 도 3에 도시된 바와 같이, 랜덤 변수 X는 전송자(그룹 j) 및 그룹 j-1의 경계 사이의 거리를 나타낸다. 그래서 X는 레인지  $0 \leq X \leq c$  를 갖는 균등분포(Uniform distribution)를 갖는다. 여기서, c는 그룹의 폭(width)을 나타낸다.  $S_j$ 는 전송자가 송신할 패킷을 수신하는 다음 홉(next hop)이 위치할 수 있는 전달 지역을 나타낸다. 다시 말하면,  $S_j$ 는 전송자의 통신 지역 및 그룹 j-1의 원형 지역 사이의 교차 지역이다. 여기서, 반경은  $R_{j-1} = R + c(j - 2)$  와 같이 나타내진다.  $S_j$ 는 또한 변수 X 및 노드의 그룹 ID에 종속되는 랜덤 변수이다. 도 3의 빗금친 지역은 전달자 지역  $S_j$ 를 나타낸다.

[0076] 일정 영역  $A_0$ 에서 노드들의 개수는 포아송 분포(Poisson distribution)를 따르고, [수학식]

$$P(n_0) = \frac{(\rho A_0)^{n_0}}{n_0!} e^{-\rho A_0}$$

와 같이 표현될 수 있다.

[0077] 그래서, 교차 지역  $S_j$ 에서 m개의 노드들을 찾는 확률은 하기의 [수학식 6]과 같이 표현된다.

**수학식 6**

$$P_j(M = m) = P_j(m) = \frac{(\rho S_j)^m}{m!} e^{-\rho S_j}$$

[0078]

[0079] 여기서,  $S_{j,1}$ 은 반경 R 및 중앙 각도  $2\theta_1$ 을 갖는 노드의 통신 레인지의 원형 섹터를 나타낸다.  $S_{j,2}$ 은 반경  $R_{j-1}$  및 중앙 각도  $2\theta_2$ 를 갖는 그룹 j-1의 원형의 원형 섹터를 나타낸다.  $S_{j,3}$ 은 대각선 a 및  $(x + R_{j-1})$ 를 갖는 연 모양의 지역을 나타낸다. 도 3에 따라, 본 발명은 하기의 [수학식 7]과 같이  $S_j$ 를 계산한다.

수학식 7

$$S_j = S_{j,1} + S_{j,2} + S_{j,3}$$

$$= \int_{-\theta_1}^{\theta_1} \int_0^R r dr d\theta + \int_{-\theta_2}^{\theta_2} \int_0^{R_{j-1}} r dr d\theta - a(x + R_{j-1})$$

[0080]

$$\theta_1 = \arccos\left(\frac{R^2 + (x + R_{j-1})^2 - R_{j-1}^2}{2R(x + R_{j-1})}\right), \quad \theta_2 = \arccos\left(\frac{R_{j-1}^2 + (x + R_{j-1})^2 - R^2}{2R_{j-1}(x + R_{j-1})}\right)$$

[0081]

도 4는 본 발명의 실시 예에 따른 교차 지역을 제도시한 도면이다.

[0082]

그룹 ID의 다른 값들을 갖는 교차 지역들을 비교하기 위해, 본 발명은 도 4에서 도시된 바와 같이 교차 지역을 제도시할 수 있다. 본 발명은 그룹 j의 원형 위치를 유지한다. 그룹 ID  $j_0$ 가 j보다 클 때, 그룹  $j_0$ 의 원은  $c(j_0 - j)$ 만큼 노드로부터 싱크노드의 방향으로 시프트된다. 그룹 ID  $j_0$ 가 j보다 작을 때, 그룹  $j_0$ 의 원은  $c(j - j_0)$ 만큼 싱크노드로부터 노드의 방향으로 시프트된다. 모든  $S_j$ 는 노드까지의 거리가 x인 지점에서 교차된다. 도 4에 도시된 바와 같이, x의 동일한 값으로, 노드의 통신 범위 및 그룹 j의 원 사이의  $S_j$ 의 교차 지역은  $S_{j+1}$ 의 원 내부에 있고,  $S_{j-1}$ 의 원 외부에 있다. 즉,  $S_{j+1} > S_j > S_{j-1}$ 이 성립함을 알 수 있으며 이러한 대소관계는 이후 두번째 그룹의 원-홉 지연시간을 이용한 종단간 지연시간 근사화에 이용된다.

[0083]

상기의 [수학식 6]은  $P_j(m)$ 를 x의 특정 값으로 정의한다. 그래서, 베이시안 정리에 따라, 그룹 j에서 노드가 m개의 잠재적 중계자들을 갖는 확률은 하기의 [수학식 8]과 같이 나타내진다.

[0084]

수학식 8

$$P_j(m) = \int_0^c \frac{(\rho S_j)^m}{m!} e^{-\rho S_j} \times P(X = x) dx$$

$$= \frac{1}{c} \int_0^c \frac{(\rho S_j)^m}{m!} e^{-\rho S_j} dx$$

[0085]

여기서,  $S_j$ 는 x, 그룹 ID j 및 다른 네트워크 파라미터들의 함수로서 상기의 [수학식 7]과 같이 계산된다. 상기의 [수학식 8]로부터,  $P_j(m)$ 는 노드 밀집도, 교차 지역  $S_j$  및 그룹 폭에 종속된다.

[0086]

원-홉 지연 분포에 대해서 살펴보기로 한다.

[0087]

임의 그룹 j ( $2 \leq j \leq k$ )에서 노드 A의 원-홉 지연 분포를 추정하는 것을 설명하기로 한다. m은 노드 A ( $1 \leq m < N$ )의 잠재적 중계자의 개수를 나타낸다. 노드 A는 m개의 잠재적 중계자 중에서 다음 홉을 선택한다. 랜덤 변수  $D_i$ 는 m개의 잠재적 중계자 중에서 i번째 노드의 웨이크업 시간을 나타낸다. 센서 노드들은 랜덤하게 및 독립적으로 웨이크업 시간을 선택하기 때문에,  $D_i$ 는 독립적이고 동일한 분포를 갖는 랜덤 변수들이다.  $D_i$ 의 분포 함수는  $F_{D_i}(d_i) = P(D_i \leq d_i) = \frac{d_i}{T}$  if  $0 \leq d_i \leq T$ . 랜덤 변수  $Y_j$ 는 그룹 j에서의 패킷의 원-홉 지연을 나타낸다.  $Y_j$ 는  $Y_j = \min(D_1, D_2, \dots, D_m)$ 와 같이 정의될 것이다.

[0088]

$P(Y_j < y_j | m)$ 은 원-홉 지연이 주어진  $m$ 의  $y_j$ 보다 짧은 확률로 정의된다. 여기서, 확률은 노드는  $m$ 개의 잠재적 중계자를 갖는다면 적어도 하나의  $D_i < y_j$ 가 존재하는 확률을 나타낸다. 그리고 주어진  $m$ 의  $y_j$ 의 분포 함수  $F(y_j | m)$ 는 하기의 [수학식 9]와 같이 나타내진다.

**수학식 9**

$$\begin{aligned}
 F(y_j | m) &= P(Y_j \leq y_j | m) = 1 - \text{the probability that all } D_i > y_j \\
 &= 1 - \prod_{i=1}^m (1 - F_{D_i}(d_i)) \Big|_{d_i=y_j} \\
 &= 1 - \left(1 - \frac{y_j}{T}\right)^m
 \end{aligned}$$

[0089]

[0090] 한편, DCSR을 만족 시키기 위해서는 종단간(End to end) 지연 시간의 추정값을 구해야 한다. 만약 데이터 경로가  $K$ 개의 홉으로 이루어져 있다면, 종단간 지연은  $K$ 개의 원-홉 지연시간의 합을 나타낸다.

[0091] 원-홉 지연은 각 노드가 무작위 스케줄링을 한다는 점을 이용하여 [수학식 9]와 같이 확률적으로 계산이 가능하다.

[0092] 상기의 [수학식 9]에서  $m$ 은 잠재적 중계자(현재 노드의 통신 전송 거리 내에 있으면서 그룹 번호가 작은 노드들)의 개수를 나타낸다.

[0093] 센서노드들이 랜덤하게 배치되어 있으므로,  $m$ 은 고정된 값이 아닌 랜덤 변수  $M$ 이 특정한 확률 분포를 갖고 취할 수 있는 값이다. 상기의 [수학식 8]은 그룹  $j$ 에 속한 노드가  $m$ 개의 잠재적 중계자를 갖는 확률을 나타낸다.

[0094] 분포 함수  $F(y_j)$ 는 베이시안 정리를 이용하여 획득될 수 있다. 즉, 하기의 [수학식 10]과 같이 나타내진다.

**수학식 10**

$$\begin{aligned}
 F(y_j) &= \sum_{m=0}^{N-1} P_j(m) F(y_j | m) \\
 &= \sum_{m=0}^{N-1} P_j(m) \left[1 - \left(1 - \frac{y_j}{T}\right)^m\right]
 \end{aligned}$$

[0095]

[0096] 여기서,  $N$ 은 주어진 지역에서 노드의 전체 개수를 나타내고, 상기의 [수학식 8]에서 계산된  $P_j(m)$ 은 그룹  $j$ 에 속한 노드  $A$ 가  $m$ 개의 잠재적 중계자를 갖는 확률을 나타낸다. 상기의 [수학식 10]으로부터, 본 발명은 확률 밀집도 분포  $f(y_j)$ 를 하기의 [수학식 11]과 같이 계산할 수 있다.

**수학식 11**

$$\begin{aligned}
 f(y_j) &= \frac{dF(y_j)}{dy_j} \\
 &= \sum_{m=1}^{N-1} P_j(m) \frac{m}{T} \left(1 - \frac{y_j}{T}\right)^{m-1}
 \end{aligned}$$

[0097]

[0098] 따라서, [수학식 8] 및 [수학식 9]를 이용하면, [수학식 10] 및 [수학식 11]과 같이 원-홉 지연시간의 분포를 알 수 있다.

[0099] 각 노드는 랜덤하게 듀티 사이클 간격에서 액티브 시간을 선택한다. 그래서 원-홉 지연은 듀티 사이클 간격보다

작거나 또는  $0 \leq Y_j \leq T$  이어야 한다. 원-홉 지연  $Y_j$ 의 기대  $(\mu_j)$  및 분산  $(\sigma_j)$ 는 각각 하기의 [수학식 12]와 같이 계산된다.

**수학식 12**

$$\begin{aligned} \mu_j &= \int_0^T y_j f(y_j) dy_j \\ &= \int_0^T y_j \left( \sum_{m=1}^{N-1} P_j(m) \frac{m}{T} \left(1 - \frac{y_j}{T}\right)^{m-1} \right) dy_j \\ &= \sum_{m=1}^{N-1} P_j(m) \frac{T}{m+1} \\ &= \alpha_j T \end{aligned}$$

[0100]

**수학식 13**

$$\begin{aligned} \sigma_j^2 &= \int_0^T (y_j - \mu_j)^2 f(y_j) dy_j \\ &= \int_0^T y_j^2 f(y_j) dy_j - \mu_j^2 \\ &= \sum_{m=1}^{N-1} P_j(m) \frac{2T^2}{(m+1)(m+2)} - \mu_j^2 \\ &= \beta_j T^2 - \alpha_j^2 T^2 \end{aligned}$$

[0101]

여기서,  $\alpha_j = \sum_{m=1}^{N-1} P_j(m) \frac{1}{m+1}$  이고,  $\beta_j = \sum_{m=1}^{N-1} P_j(m) \frac{2}{(m+1)(m+2)}$  이다.

[0102]

$P_j(m)$ 는 [수학식 8]을 이용하여 계산된다. 그리고 상기의 [수학식 12] 및 [수학식 13]으로부터, 원-홉 지연  $Y_j$ 의 기대 및 분산은 주어진 네트워크 파라미터들을 이용하여 듀티 사이클(T)의 함수로서 획득될 수 있다.

[0103]

상기의 [수학식 11]을 이용하여, 원-홉 지연의 기대(Mean) 값과 분산(variance) 값을 상기의 [수학식 12] 및 [수학식 13]과 같이 알 수 있다.

[0104]

종단간(E2E) 지연 분포에 대해서 살펴보기로 한다.

[0105]

본 발명은 E2E 지연 분포를 평가한다. 랜덤 변수 Z는 그룹 k에서의 노드의 E2E 지연을 나타낸다.

[0106]

패킷들은 전송자보다 작은 그룹 ID를 갖는 잠재적 중계자로 전달되기 때문에, 최악의 경우, E2E 지연은 k-1개의 원-홉 지연의 총합으로 근사화될 수 있다. 하기의 [수학식 14]와 같이 나타내진다.

[0107]

**수학식 14**

$$Z = Y_k + Y_{k-1} + \dots + Y_2$$

[0108]

여기서, 랜덤 변수  $Y_j$ 는 그룹 j에서의 원-홉 지연을 나타낸다. 싱크노드는 항상 액티브 상태이므로,  $Y_1$ 은 0(zero)이다. 본 발명의 도 4에서 도시된 바와 같이 동일한 x에 대해서  $S_2 < S_3 < \dots < S_k$  이다. 작은 교차 지역(전달지역)을 갖는 다는 것은 확률적으로 보다 작은 수의 잠재적 중계자를 가짐을 의미하며 이에 따라 더 긴 패킷 지연을 갖게 된다. 즉,  $Y_2 > Y_3 > \dots > Y_k$ 이 되며,  $Z' = (k-1)Y_2$ 인 경우  $Z < Z'$ 이

[0109]

다. 만약,  $Z'$  이 지연 요구조건을 만족하면, E2E 지연  $Z$  도 지연 요구조건을 만족한다.

[0110]  $Z' = (k-1)Y_2$ 인 경우  $Z < Z'$  이다. 만약,  $Z'$  이 지연 요구조건을 만족하면, E2E 지연  $Z$  도 지연 요구조건을 만족한다.  $\mu_j$  및  $\sigma_j^2$  는 원-홉 지연  $Y_j$ 의 기대 및 분산이라고 정의한다. 추가로  $\mu$  및  $\sigma^2$ 는  $Z'$ 의 기대 및 분산이라고 한다.  $\sigma^2 = (k-1)\sigma_2^2$  및  $\mu = (k-1)\mu_2$ 으로 나타낼 수 있다.

[0111] 그러므로  $k$ 의 값이 충분히 크다면, 중심 극한 정리는 분포 함수  $F(z')$  는 동일한 기대 및 분산을 갖는 정규 분포에 도달한다는 것을 나타낸다. 하기의 [수학식 15]와 같이 나타낼 수 있다.

[0112] 한편, 네트워크 내에서 데이터 중계 길이는  $K$ 개의 그룹이 있다고 했을 때 최대  $K$  홉을 가진다. 그룹 1에 속한 노드들의 지연은 0로 볼 수 있다. 싱크노드는 항상 액티브 상태이므로 즉시 전송가능하다. 즉, 원-홉 지연 중 가장 큰 값을 사용하여  $(k-1)$ 를 곱한다면, 요구되는 DSCR을 만족하는 데 문제가 없다.

[0113] 따라서 종단간 지연은  $(k-1)$ 개의 그룹2의 원-홉 지연의 합으로 근사화될 수 있다. 그룹 2의 원-홉 지연이 다른 그룹의 지연보다 크기 때문이다. 상기의 [수학식 14]에 대한 설명을 참조할 수 있다.

### 수학식 15

[0115] 
$$F(z') \simeq G\left(\frac{z' - \mu}{\sigma}\right) = G\left(\frac{z' - (k-1)\mu_2}{\sqrt{(k-1)\sigma_2^2}}\right)$$

[0116] 결국, 종단간 지연은  $K-1$ 개의 독립적이면서 동일한 분포 (i.i.d)를 갖는 랜덤 변수의 합이므로, 중심 극한 정리 (Central limit theorem)를 이용하여 상기의 [수학식 14]와 같이 근사화가 가능하다.

[0117] 그리고  $Z'$ 의 확률 밀도 확률인  $f(z')$ 는 하기의 [수학식 16]과 같이 나타낼 수 있다.

### 수학식 16

[0118] 
$$f(z') \simeq \frac{1}{\sqrt{2\pi\sigma^2}} e^{-\frac{(z'-\mu)^2}{2\sigma^2}} = \frac{1}{\sqrt{2\pi(k-1)\sigma_2^2}} e^{-\frac{(z'-(k-1)\mu_2)^2}{2(k-1)\sigma_2^2}}$$

[0119] 여기서,  $\mu_2$  및  $\sigma_2$ 는 각각 상기의 [수학식 12] 및 [수학식 13]을 이용하여 계산된다. 상기의 [수학식 16]으로부터,  $f(z')$ 는 송신 노드의 그룹 ID,  $\mu_2$  및  $\sigma_2$ 에 종속된다. 따라서 원-홉 지연의 기대 및 분산은 듀티 사이클 간격에 종속된다.  $Z'$ 의 분포 함수는 듀티 사이클 간격  $T$ 에 의존된다. 본 발명은 듀티 사이클 간격  $T$ 를 조정함으로써, 주어진 DSCR을 갖는 지연 경계 조건에서 E2E 지연을 유지할 수 있다는 것을 의미한다. 랜덤 변수가  $Z_0 = \frac{Z' - \mu}{\sigma} = \frac{Z' - (k-1)\alpha_2 T}{\sqrt{(k-1)(\beta_2 - \alpha_2^2)T^2}}$  라면,  $Z_0$ 는 표준 정규 분포를 가진다.

[0120] 본 발명은 지연 경계  $\tilde{\zeta}$ 로서  $Z'$ 를 대체한다. 주어진 확률을 갖는 지연 요구조건을 만족하기 위해, 듀티 사이클 간격은 하기의 [수학식 17]과 같이 나타내진다.

수학식 17

$$T \leq \frac{\xi}{(k-1)\alpha_2 + \sqrt{(k-1)(\beta_2 - \alpha_2^2)}Z_0}$$

[0121]

[0123] 여기서,  $Z_0$ 는 주어진 확률을 갖는 표준 정규 누적 분포 함수(standard normal cumulative distribution function)의 테이블로부터 산출된다.  $Z_0$ 는 요구된 DCSR  $p_s$ 를 의미한다.

$$T_{max} = \frac{\xi}{(k-1)\alpha_2 + \sqrt{(k-1)(\beta_2 - \alpha_2^2)}Z_0}$$

$T_{max}$ 는 주어진 지연 요구조건을 만족하는 최대 듀티 사이클 간격을 나타낸다. 즉, 패킷의 적어도  $p_s\%$ 는 지연 경계  $\xi$  내에 싱크노드에 전달된다. 상기의 [수학식 17]에 표현된 바와 같이,  $T_{max}$ 는 지연 경계  $\xi$ , 노드 밀도 및 요구된 DCSR의 함수로 나타내진다.

[0124] 한편, 중심 극한 정리에 의해 도출된 정규분포를 이용하여, 주어진 지연시간과 전송 확률을 만족하기 위한 듀티 사이클 간격  $T$ 를 구할 수 있다. 즉, 구해진 간격  $T$ 를 이용하면, 주어진 DCSR을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 이용하여 센서네트워크를 구성할 수 있다.

[0125] 도 5는 본 발명의 제2 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법에 대한 흐름도이다.

[0126] 도 5에 도시된 바와 같이, 본 발명의 제2 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서의 듀티 사이클 간격 결정 및 데이터 중계 방법은 S201 내지 S205 단계에 따라 수행된다. 일반적인 센서 네트워크에서 적용되기 위한 기술내용은 다음과 같다.

[0127] 도 1에 도시된 제1 실시 예는 센서노드들이 원형 지역에 랜덤하게 분포되어 있으며, 싱크노드가 네트워크 중앙에 위치하는 것을 가정하고, 이를 이용한 코로나 형태의 그룹을 생성한다.

[0128] 이러한 원형지역 배치의 가정 없이 보다 일반적인 네트워크에 적용하기 위한 추가 기술 내용이다. 여기서, 네트워크 구성과 배치에 어떠한 가정도 없는 상황을 고려하기로 한다.

[0129] S201 단계에서, 싱크노드가 그룹결정 메시지를 주위 센서노드에 전송한다.

[0130] 여기서, S201 단계는, 상기 그룹결정 메시지에 그룹 번호, 싱크노드에 의해 기설정된 일련 번호 및 전송자 ID를 포함시켜 주위 센서노드에 전송할 수 있다.

[0131] S202 단계에서, 그룹결정 메시지를 수신한 각 센서노드가 다시 주위 센서노드에 전송하여 그룹을 설정한다.

[0132] 여기서, S202 단계는, 그룹결정 메시지를 수신한 각 센서노드가 상기 수신된 그룹결정 메시지의 그룹 번호를 증가시키고, 그룹 번호가 증가된 그룹결정 메시지를 다시 주위 센서노드에 전송할 수 있다.

[0133] S203 단계에서, 그룹의 원-홉 지연시간의 분포를 계산한다.

[0134] S204 단계에서, 원-홉 지연시간의 분포를 이용하여 중단간 지연시간을 추정한다.

[0135] 여기서, S204 단계는, 각 센서노드가 그룹결정 메시지를 수신하고, 기설정된 시간 이후에 잠재적 중계자의 개수를 확인하기 위한 중계자 개수 메시지를 싱크노드에 전달하기 위하여 자신보다 작은 그룹 번호를 갖는 주위 센서노드에 전송하고, 상기 싱크노드가 각 센서노드가 갖고 있는 잠재적 중계자의 개수에 대한 분포를 산출할 수 있다.

[0136] S204 단계는, 상기 산출된 잠재적 중계자의 개수에 대한 분포를 이용하여, 각 노드가 특정 개수의 잠재적 중계자를 가질 확률을 추산하고, 상기 추산된 특정 개수의 잠재적 중계자를 갖는 확률과 각 센서노드의 무작위 스케줄링을 이용하여 원-홉 지연시간의 분포를 계산할 수 있다.



- [0137] S204 단계는, 전체 그룹에서 두 번째 그룹의 원-홉 지연시간을 이용한 근사화를 통해 중단간 지연시간을 추정할 수 있다. S204 단계는, 중심 극한 정리를 이용하여 상기 중단간 지연시간을 복수 개의 독립적이고 동일한 분포를 갖는 랜덤 변수의 합으로 근사화하는 상기 중단간 지연시간을 추정할 수 있다.
- [0138] S205 단계에서, 중단간 지연시간을 이용하여 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 듀티 사이클 간격을 결정한다.
- [0139] 여기서, S205 단계는, 중심 극한 정리에 의해 도출된 정규 분포를 이용하여, 기설정된 지연-제한 성공률 및 전송확률을 만족하는 최대의 듀티 사이클 간격을 결정할 수 있다.
- [0140] 본 발명의 제2 실시 예에 대해서 일례를 들어서 설명하기로 한다.
- [0141] 먼저, 센서노드들이 속한 그룹을 정하기 위하여 싱크 노드는 네트워크 시작 초기에 특정한 제어 메시지를 주위 노드들에 전송한다. 센서노드들은 원-홉 브로드캐스트를 통해 주위 노드들에 전송한다. 이러한 제어 메시지를 그룹결정 메시지(GD, Group Determination) 메시지라고 한다. 이 메시지에는 메시지를 보내는 노드가 속한 그룹 번호가 포함되어 있으며, 초기 값은 0이다. GD 메시지에는 싱크노드가 임의로 설정하는 일련번호(sequence number)도 포함하여, 이 메시지를 보내는 전송자 ID 필드 역시 갖고 있다. GD 메시지는 그룹 번호(Group number), 일련번호(Sequence number), 전송자 ID(Sender ID)를 포함한다.
- [0142] GD 메시지를 받은 센서노드들은 수신한 GD 메시지의 값을 1 증가시키고, 그 값을 자신의 그룹번호로 사용한다. 만약 어떤 노드가 GD 메시지를 수신하였고, 그 메시지의 그룹 번호가 0이라면, 이 노드는 1 증가시킨 그룹1을 자신의 그룹 번호로 설정한다.
- [0143] 만약 여러 개의 GD 메시지를 수신하였다면, 가장 작은 숫자를 자신의 그룹 번호로 설정한다.
- [0144] 각 센서노드는 그룹번호를 증가시킨 후, 해당 GD 메시지를 다시 주위 노드에게 브로드캐스트한다. 이때, GD 메시지의 전송자 ID는 자신의 ID를 사용한다.
- [0145] 만약 한 노드가 이미 수신한 적이 있는 일련번호를 갖는 GD 메시지를 다시 수신하였다. 그리고 수신한 GD 메시지의 그룹번호가 이전에 수신한 같은 일련번호의 GD 메시지에 포함된 그룹번호보다 같거나 크다면, 이 GD 메시지는 주위노드에 전송하지 않는다.
- [0146] 이러한 과정을 통하여, 네트워크 내의 전체 노드는 그룹번호가 부여된다. 예를 들어 싱크노드부터 1-홉 거리에 있는 노드들은 그룹 1이 될 것이며, 2-홉 거리에 있는 노드들은 그룹 2가 될 것이다.
- [0147] 또한, 각 센서노드는 자신의 잠재적 중계자(PF: potential forwarder)의 개수를 알 수 있게 된다. 예를 들어, 그룹 3에 속한 노드가 그룹 2에 속한 노드 4개로부터 GD 메시지를 수신하였다면, PF의 개수는 4가 된다. 이는 자신보다 낮은 그룹 번호를 갖는 노드로 데이터를 중계할 수 있기 때문이다.
- [0148] 각 센서노드는 GD 메시지를 수신한 후 일정 시간 후에 중계자 개수 메시지(PFN, potential forwarder number) 제어 메시지를 생성하여 싱크노드에게 보낸다. 싱크노드에 전송할 때는 자신보다 작은 그룹 번호를 갖는 이웃노드에 전송한다. 각 센서노드는 수신한 PFN 메시지를 또한 자신보다 작은 그룹 번호를 갖는 이웃노드에 중계 전송한다. 이때, 아직 자신의 PFN 메시지를 전송하기 전이라면, 자신의 PFN을 덧붙이기(APPEND) 하여 전송할 수 있다.
- [0149] 이러한 과정을 이용하여 싱크노드는 네트워크 내의 각 노드가 갖고 있는 PFN을 알 수 있게 되며, 이 정보를 이용하여 잠재적 중계자 수에 대한 분포를 알 수 있다.
- [0150] 이 분포를 이용하여, 각 노드가 m개의 PF를 가질 확률을 추산한다. 즉, m개 PF를 가질 확률은 (m개의 PF를 가진 노드의 수)/(전체 노드수)가 된다. 예를 들어, (1,2,3,4)개의 PF를 가진 센서노드의 개수가 각각 (1,2,3,2)라면,  $P(m=1)=1/8$ ,  $P(m=2)=2/8$ ,  $P(m=3)=3/8$ ,  $P(m=4)=2/8$ 가 된다.
- [0151] 이러한 확률 분포를 이용하여 상기의 [수학식 8]을 대체하여 이용하게 되면 나머지 부분은 본 발명의 제1 실시 예의 내용과 같다. 각 그룹에 속한 센서노드는 동일한 확률 분포를 갖는다고 가정하여 근사한다.
- [0152] 또한, 보다 실제와 근사한 확률 분포를 얻기 위하여, 각 그룹별로 PFN 분포와 이에 따른 확률 분포를 별도로 계산하도록 확장할 수 있다. 이러한 경우, 각 그룹별로 다른 1-홉 지연시간을 갖게 되는데, 이러한 경우 1-홉 지연시간 중 가장 기대(Mean) 값이 큰 지연시간 분포를 기준으로 중심 극한 정리를 적용할 수 있다.
- [0153] 한편, 본 발명의 실시 예를 입증하기 위한 시뮬레이션 설정들과 결과들을 살펴보기로 한다. 네트워크 시뮬레이

터 2(NS2)는 시뮬레이션들에 이용된다.

[0154] DASF의 시스템 파라미터들은 하기와 같이 설정된다. 센서 노드들은 300m의 반경을 가진 원형 영역에서 균등분포로 랜덤하게 위치된다. 여기서, 싱크노드는 영역의 중앙에 위치하게 된다. 본 발명의 실시 예에서는 시뮬레이션에서 미카 노드 패밀리(Mica node family)의 통신 범위를 선택한다. 센서 노드 및 그룹 폭의 통신 범위는  $R=75$  및  $c=37.5m$ 로 각각 설정된다. 그러므로, 상기의 [수학식 5]에 따라, 그룹의 전체 개수는  $K=7$ 이다. 시뮬레이션에서 홉들의 개수는 6개이다. 추가로, 데이터 패킷 및 비컨 메시지 크기는 46 및 6 바이트로 각각 설정된다. 4개의 소스 노드들이 존재하고, 이벤트 레이트의 디폴트 값은 0.5pkt/s이다. 센서 노드들은 자신들의 데이터를 랜덤하게 생산한다. 듀티 사이클링 및 시뮬레이션 시간은 6% 및 3000s로 설정된다. 하기의 [표 1]은 시뮬레이션에서 시스템 파라미터들을 요약한다. 하기의 [표 1]는 파라미터 값들과 디폴트 값들의 범위를 보여준다. 노드 밀집도 값은  $60 \times 60m^2$  영역에 걸친 노드들의 개수를 나타낸다. 적정한 결과들을 획득하기 위해, 본 발명에서는 6개의 다른 시드 값들을 가지고 시뮬레이션을 수행하고, 평균 값을 가진다. 시뮬레이션에서, 그룹 7에서 노드들은 소스 노드들로서 랜덤하게 선택된다.

[0155] 패킷 전달율(packet delivery ratio, PDR)의, 평균 E2E 지연 및 DCSR의 관점에서 네트워크 성능이 분석된다. 첫째로, 본 발명에 따른 실시 예가 요구되는 DCSR 및 지연 경계를 만족하기 위해 듀티 사이클 간격을 조정할 수 있는지를 확인하기로 한다. 그 다음, 본 발명의 실시 예와, RAW 알고리즘 및 노드 밀집도, 이벤트 레이트 및 소스 노드들의 개수의 다른 값들을 이용한 1개의 부모 트리(one-parent tree)를 가진 LPF 알고리즘 사이에 성능을 비교하기로 한다. 지연 문제를 고려하는 알고리즘이 존재하지만, RAW 및 LPF 알고리즘을 포함한 어떠한 알고리즘도 지연 요구조건을 만족하는 듀티 사이클 간격을 조정할 수 없다.

[0156] DASF을 가지고, 최적의 듀티 사이클 간격은 주어진 다른 지연 요구조건들 및 지연 경계, DCSR 및 노드 밀집도와 같은 네트워크 파라미터들로부터 획득될 수 있다. 그러므로, 본 발명의 실시 예에 기초하여 계산된 듀티 사이클 간격은 RAW 및 LPF 알고리즘 모두에 적용될 수 있다.

**표 1**

Radius of total circular area	300 m
Transmission range of a node	75 m
Group width	37.5 m
Data packet size	46 bytes
Beacon message size	6 bytes
Duty cycling	6%
Simulation time	3000 s

[0157]

**표 2**

Parameter	Range	Default Value
Required DCSR (%)	{80 85 90 95 97}	95
Delay bound (s)	{10 20 30 40 50}	20
Node density	{3 4 6 8 10 12}	8
Event rate (packets/s)	{0.1 0.5 1.0 1.5 2.0 2.5 3.0}	0.5
The number of sources	{1 2 4 8 12 16 20}	4

[0158]

[0159] 시뮬레이션 결과에 따르면 지연 요구 사항은 주어진 지연 경계, 요구되는 DCSR 및 노드 밀도에 따라 듀티 사이클 간격을 변경함으로써 본 알고리즘에 의해 충족 될 수 있다. 또한, DASF는 LPF 및 RAW 알고리즘에 비해 낮은 지연을 얻을 수 있다.

- [0160] 도 6은 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서 요구되는 DCSR의 효과를 나타낸 도면이다.
- [0161] 도 6의 (a)에는 달성된 DCSR 및 평균 E2E 지연에 대한 영향이 나타나 있고, 도 6의 (b)에는 패킷 전달 비율 및 듀티 사이클 간격에 대한 영향이 나타나 있다.
- [0162] 도 6에 도시된 바와 같이, 요구되는 DCSR( $P_s$ )은 80%부터 97%까지 다양하다. 도 6의 (a)는 본 발명의 제1 실시 예가 이용될 때, 요구되는 DCSR과 다른 수집되는 DCSR과 평균 E2E 지연을 나타낸다. 그 결과는 요구되는 DCSR이 만족되고, 수집되는 DCSR이 요구되는 DCSR보다 높은 것을 나타낸다.
- [0163] 이것은 듀티 사이클 간격이 전송 홉이 6이고 랜덤 변수의 집합  $S_j$ 이 동일하게 분배되는 최악의 경우에서 계산된다는 사실에 기인한다. 예를 들면, 요구조건이 80%에 설정되는 경우, 패킷들의 91.7%가 20s 이내에 싱크노드에 도착할 수 있다. 추가로, 본 발명에서는 수집되는 DCSR 및 요구되는 DCSR 사이의 갭이 도 4의 (a)에 도시된, 요구되는 DCSR이 증가할 때 더욱 작게 되는 경향이 있음을 알 수 있다.
- [0164] 게다가, 도 4의 (b)에 도시된 바와 같이, 계산된 듀티 사이클 간격은 요구되는 DCSR이 증가함에 따라 감소한다. 이것은 노드들이 더욱 자주 웨이크 업하는 것을 의미한다. 즉, 패킷들은 더욱 일찍 전달되는 경향이 있다. 다른 파라미터들(예컨대, 노드 밀집도, 지연 요구조건)은 변하지 않는다. 듀티 사이클 간격은 상기의 [수학식 12]에 도시된 바와 같이, 감소된 평균 E2E 지연에서 결과들을 가진다. 예를 들면, 요구되는 DCSR이 80%부터 97%까지 다양할 때, 듀티 사이클 간격 및 평균 E2E 지연은 점차적으로 23.29부터 17.49s까지와 12.01부터 9.14s까지 각각 낮아진다. 도 4의 (b)는 또한 다른 알고리즘은 높은 패킷 전달율, 요구되는 DCSR의 범위를 넘어선 거의 100%를 달성할 수 있는 것을 나타낸다. 도 4로부터의 결과들은 또한 듀티 사이클 간격이 E2E 지연에서 중요한 역할을 하는 것을 나타낸다. 사실, 본 발명에서는 듀티 사이클 간격의 기능과 같이 패킷 지연이 추정된다.
- [0165] 도 7은 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서 지연 경계의 효과를 나타낸 도면이다.
- [0166] 도 7의 (a)에는 달성된 DCSR 및 평균 E2E 지연에 대한 영향이 나타나 있고, 도 7의 (b)에는 패킷 전달 비율 및 듀티 사이클 간격에 대한 영향이 나타나 있다.
- [0167] 지연 경계의 효과들을 검사하기 위하여, 10s 및 50s 사이에서 다양한 지연 경계  $\xi$ 를 제외하고, 디폴트 값들로서 모든 파라미터들이 유지된다. 이러한 시나리오에서, 요구되는 DCSR( $P_s$ )은 95%로 설정된다. 이것은 패킷들의 적어도 95%가 지연 경계 내에 싱크노드에 도착하는 것이 요구되는 것을 나타낸다.
- [0168] 도 7의 (a)는 DASF 알고리즘이 서로 다른 지연 경계들을 갖고 요구되는 DCSR(95%)을 만족하는 것과 수집된 DCSR과 요구되는 DCSR 간의 차이가 항상 비슷하다는 것을 나타낸다. 예를 들어, 패킷의 약 97%가 서로 다른 지연 경계 값으로 싱크 노트에 전달될 수 있다. 이유는 다음과 같습니다. 본 발명에서는 요구되는 DCSR을 지연 경계의 다른 값에 대해 변하지 않게 유지한다. 변화가 없는 DCSR  $P_s = \frac{\xi - \mu}{\sigma}$  을 유지하기 위해서,  $Z'$ 의 평균  $\mu$  및 분산  $\sigma$  이 변경되어야 한다. 평균  $\mu$  및 분산  $\sigma$  은 듀티 사이클 간격 T의 함수이므로, DASF 알고리즘은 불변으로 유지되는 것처럼, T의 값을 튜닝한다.
- [0169] 도 7의 (b)는 계산된 듀티 사이클 간격이 지연 경계가 증가 할 때 증가하는 경향이 있음을 나타낸다. 결과적으로 노드들은 더 자주 깨어나지 않아 E2E 지연이 길어진다.
- [0170] [수학식 12]에 나타난 바와 같이, 듀티 사이클 간격의 증가는 패킷의 증가된 평균 E2E 지연을 초래한다. 예를 들어, 지연 경계가 10초에서 50초로 설정되면, 계산된 듀티 사이클 간격은 9.2초에서 46.2초까지 선형적으로 증가하고, 수집된 평균 E2E 지연은 4.9초에서 23.8초로 점차 증가한다. PDR의 관점에서, 도 7의 (b)는 본 발명에 따른 알고리즘이 서로 다른 지연 값에 대해 거의 100%로 구성된 높은 패킷 전달 비율을 달성할 수 있음을 보여 준다.
- [0171] 한편, 다른 알고리즘과의 성능 비교 결과를 살펴보기로 한다.
- [0172] 본 발명에 따른 알고리즘인 LPF와 RAW의 네트워크 성능을 노드 밀도, 이벤트 속도 및 소스의 수에 따라 다르게 고려한다. 알고리즘에서 얻은 계산된 듀티 사이클 간격은 최적의 듀티 사이클 간격을 찾을 수 없으므로 LPF 및

RAW 알고리즘에 사용된다.

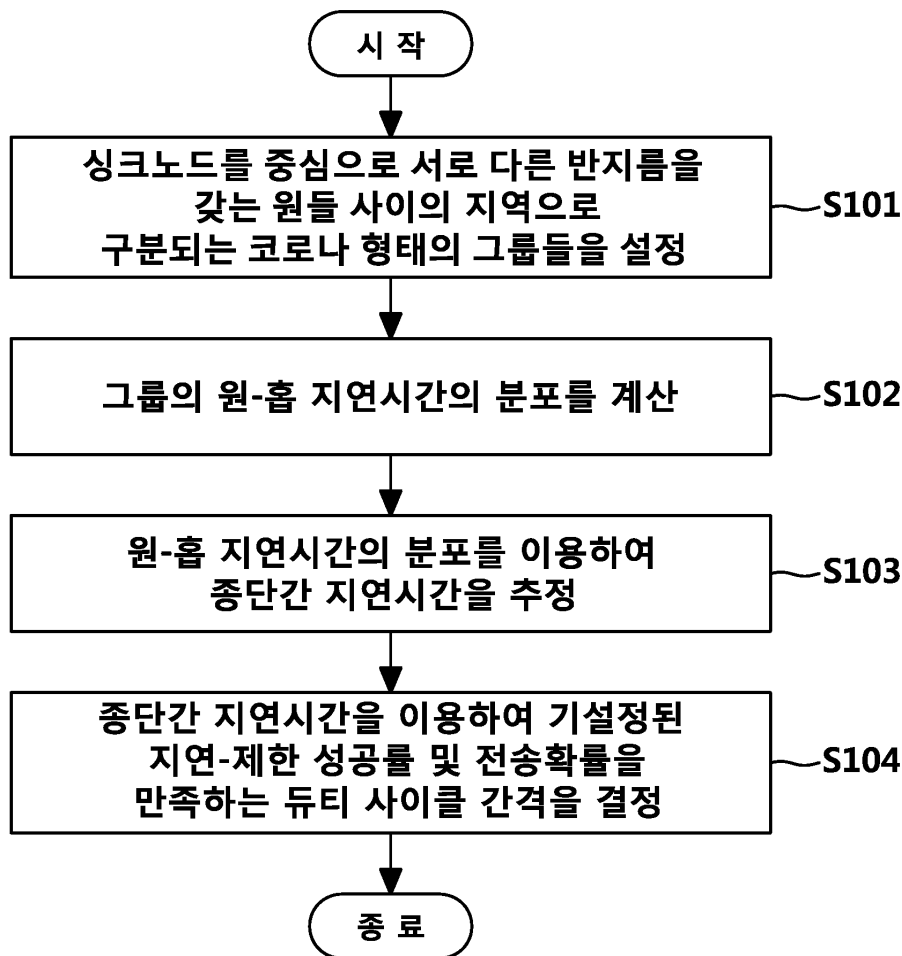
- [0173] 도 8은 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서 노드 밀도의 효과를 나타낸 도면이다.
- [0174] 도 8의 (a)에는 패킷 전달 비율에 대한 영향이 나타나 있고, 도 8의 (b)에는 평균 E2E 지연에 대한 영향이 나타나 있고, 도 8의 (c)에는 수집된 DCSR에 대한 영향이 나타나 있다.
- [0175] 노드 밀도가 네트워크 성능에 미치는 영향을 DASF, LPF 및 RAW 알고리즘에 대해 설명하기로 한다. 다른 매개 변수는 기본값을 유지하는 반면, 노드 밀도는  $60 \times 60m^2$ 에서 3개 노드부터 12개 노드까지 다양하다. [수학식 17]을 사용하여 계산된 듀티 사이클 간격 값은 노드 밀도가 각각 {3, 4, 6, 8, 10, 12} 인 경우 {8.72, 10.36, 14.23, 18.51, 22.97, 27.51}가 된다.
- [0176] 도 8의 (a)에 도시된 바와 같이, 3 개의 알고리즘의 패킷 전달 비율은 상이한 노드 밀도 값에 비해 높다.
- [0177] 도 8의 (b)에 도시된 바와 같이, DASF의 E2E 지연은 크게 변하지 않지만, RAW의 E2E 지연은 계속 증가한다. RAW에서는 노드가 패킷을 중계하는 동안 중계 후보 집합에 액티브 노드가 없으면, 전송 노드는 후보 노드 중에서 싱크노드에 가장 가까운 노드가 깨어날 때까지 대기한다. 따라서 E2E 지연은 듀티 사이클 간격의 증가에 따라 증가한다. 그럼에도 불구하고, DASF 및 LPF에서, 노드는 잠재적인 수신기들 사이에서 웨이크업하는 첫 번째 노드를 선택한다. 따라서, 도 8의 (b)에서 알 수 있는 바와 같이, DASF 및 LPF는 비교적 일정한 평균 E2E 대기 시간을 목격한다. DASF는 대부분의 경우 가장 낮은 E2E 지연을 달성한다. 예를 들어, 노드 밀도가 10일 때, 패킷은 DASF 체계 하에서 평균 9.32초 이내에 싱크노드로 전달된다. 한편, 평균 E2E 지연은 각각 LPF 및 RAW 알고리즘에서 13.45 및 31.61초가 된다.
- [0178] 도 8의 (c)에 도시된 바와 같이, 본 발명에 따른 알고리즘만이 노드 밀도의 범위에 대한 지연 요구를 만족시킬 수 있다. LPF는 노드 밀도가 8이 될 때까지 지연 경계를 보장 할 수 있다. 노드 밀도가 8보다 클 때, LPF의 성능은 요구 사항에 부합한다. 예를 들어, 노드 밀도가 10일 때 DASF에서 패킷의 98.0 %는 90.5에 비해 20초 이내에 싱크노드에 도달 할 수 있으며 LPF 및 RAW 알고리즘을 사용하면 21.7%에 불과하다. 또한, 본 발명에 따른 알고리즘은 운영자가 지연 요구 사항을 충족시키기 위해 특정 영역에서 필요한 노드 수를 예측할 수 있도록 해준다.
- [0179] 도 9는 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서 이벤트 속도의 영향을 나타낸 도면이다.
- [0180] 도 9의 (a)에는 패킷 전달 비율에 대한 영향이 나타나 있고, 도 9의 (b)에는 평균 E2E 지연에 대한 영향이 나타나 있고, 도 9의 (c)에는 수집된 DCSR에 대한 영향이 나타나 있다.
- [0181] 이벤트 속도가 서로 다른 값에 대해 세 가지 알고리즘의 네트워크 성능을 비교한다. 이벤트 속도는 0.1에서 초당 두 패킷으로 변경된다. 노드 밀도, 지연 경계 및 지연 제약 성공률과 같은 네트워크 매개 변수에 따라 듀티 사이클 간격은 본 발명에 따른 알고리즘을 사용하여 18.51초로 계산된다.
- [0182] 도 9의 (a)에 도시된 바와 같이, 이벤트 전달률이 증가하면 패킷 전달 비율이 감소하는 경향이 있다. 그러나 LPF는 가장 큰 감소를 보여 주며, DASF 및 RAW 알고리즘이 그 뒤를 따른다. RAW에서의 홉 수가 LPF 및 DASF에 비해 가장 작기 때문이다. 예를 들어 이벤트 비율이 초당 2 패킷 인 경우 패킷의 99.58 %가 RAW에서 싱크노드로 성공적으로 전달될 수 있으며 DASF 및 LPF 알고리즘에서는 98.34%와 96.85%가 각각 성공적으로 전달된다. DASF의 패킷 전달 비율이 RAW 알고리즘의 패킷 전달 비율보다 약간 적더라도 WSN의 대부분의 시나리오에서는 여전히 허용된다.
- [0183] 대기 시간에 관한 한, 도 9의 (b)는 E2E 지연의 평균값이 고려된 3 가지 알고리즘에서 상대적으로 일정하게 유지된다는 것을 보여준다. 그 이유는 이벤트 속도를 제외한 모든 네트워크 매개 변수가 기본값으로 설정되기 때문이다. 평균 E2E 지연이 이벤트 밀도보다 노드 밀도에 더 많이 의존한다는 것을 분명히 알 수 있다. 즉, 노드 밀도는 평균 E2E 지연에 큰 영향을 미친다. 또한, 본 발명에 따른 알고리즘은 3 가지 알고리즘 중 가장 낮은 평균 E2E 지연에 도달 할 수 있다. 예를 들어, 이벤트 속도가 초당 1.5 패킷으로 설정되면 패킷은 DASF로 평균 9.8초, 싱크노드로 전달되며 LPF 및 RAW 알고리즘의 경우 각각 12.2 초 및 27.4 초가 된다.
- [0184] 도 9의 (c)는 E2E 지연이 필요한 DCSR(95%)을 사용하여 지연 경계(20 초) 미만이라는 제약 조건을 충족시킬 수 있는 패킷의 비율을 보여준다. 반면 DASF와 LPF는 요구되는 DCSR을 충족시킬 수 있지만 RAW는 충족시키지 못한다. 수집된 알고리즘의 DCSR은 LPF의 DCSR보다 높다. 예를 들어, 이벤트 속도가 초당 1.0 패킷인 경우 패킷의 96.9%는 LPF 및 RAW 알고리즘을 사용하여 각각 95.5% 및 27.3%와 비교하여 지연 경계 내에서 싱크노드에 성공적

으로 도달 할 수 있다.

- [0185] 도 10은 본 발명의 제1 실시 예에 따른 무선 센서 네트워크에서 소스 노드의 수의 영향을 나타낸 도면이다.
- [0186] 도 10 (a)에는 패킷 전달 비율에 대한 영향이 나타나 있고, 도 10의 (b)에는 평균 E2E 지연에 대한 영향이 나타나 있고, 도 10의 (c)에는 수집된 DCSR에 대한 영향이 나타나 있다.
- [0187] 도 10의 (a)에는 패킷 전달 비율에 대한 영향이 나타나 있고, 도 10의 (b)에는 평균 E2E 지연에 대한 영향이 나타나 있고, 도 10의 (c)에는 수집 된 DCSR에 대한 영향이 나타나 있다.
- [0188] 이벤트가 1에서 16개 소스 노드로 발생할 때마다 데이터 패킷을 생성하는 노드 수를 전달할 때 네트워크 성능이 어떻게 달성되는지 확인할 수 있다. 듀티 사이클 간격은 노드 수, 노드 밀도 및 지연 요구 사항과 같은 다양한 네트워크 매개 변수에 따라 [수학식 17]을 사용하여 18.51초로 계산된다. 도 10의 (a)는 소스 노드의 수가 증가할 때 PDR이 감소하는 경향이 있음을 나타낸다. 그러나 LPF는 고려된 3가지 알고리즘 중 PDR이 가장 강하다는 것을 보여준다. 예를 들어, 소스 노드의 수가 16인 경우, PDR은 각각 LPF, DASF 및 RAW 알고리즘의 경우 96.6%, 98.0% 및 99.3%이다.
- [0189] 평균 E2E 지연의 측면에서, 도 10의 (b)는 세 알고리즘의 평균 E2E 지연이 상대적으로 일정하게 유지되지만 DASF는 고려된 세 알고리즘 중에서 가장 낮은 패킷 대기 시간을 달성할 수 있음을 보여준다. 이는 소스의 수가 아닌 듀티 사이클 간격이 평균 E2E 지연에 중요한 역할을 한다는 사실에 기인한다. 결과적으로 패킷 대기 시간은 다른 수의 소스와 비교적 일관성을 유지한다. 예를 들어, 8 개의 소스 노드가 있을 때 평균 E2E 지연은 LPF와 RAW에서 각각 약 12.14초와 27.40초에 비해, 본 발명에 따른 알고리즘에서는 약 9.76 초이다.
- [0190] 도 10의 (c)에 도시된 바와 같이, 본 발명에 따른 알고리즘과 LPF는 지연 요구 사항을 만족시킬 수 있지만, RAW는 요구되는 DCSR을 충족시키지 못하고 있다. DASF는 모든 경우에 있어서 가장 높게 수집된 DCSR을 달성하고 있다. 예를 들어, LPF와 RAW 각각 95.5%와 27.2%인데 반하여, 소스 노드가 8개인 경우 패킷의 96.9%는 20초 이내에 싱크노드에 전송될 수 있다.
- [0191] 이러한 결과에 따르면, 본 발명에 따른 알고리즘은 지연에 제약이 있는 성공률에서 요구되는 대기 시간을 만족할 뿐만 아니라 종래의 알고리즘에 비해 지연이 적다는 결론을 얻을 수 있다. 또한, 본 발명에 따른 DASF 알고리즘은 상이한 네트워크 파라미터를 통해 높은 패킷 전달 비율을 달성할 수 있다.
- [0192] 이상에서 설명한 실시 예들은 그 일 예로서, 본 발명이 속하는 기술 분야에서 통상의 지식을 가진 자라면 본 발명의 본질적인 특성에서 벗어나지 않는 범위에서 다양한 수정 및 변형이 가능할 것이다. 따라서, 본 발명에 개시된 실시 예들은 본 발명의 기술 사상을 한정하는 것이 아니라 설명하기 위한 것이고, 이러한 실시 예에 의하여 본 발명의 기술 사상의 범위가 한정되는 것은 아니다. 본 발명의 보호 범위는 아래의 청구범위에 의하여 해석되어야 하며, 그와 동등한 범위 내에 있는 모든 기술 사상은 본 발명의 권리범위에 포함되는 것으로 해석되어야 할 것이다.

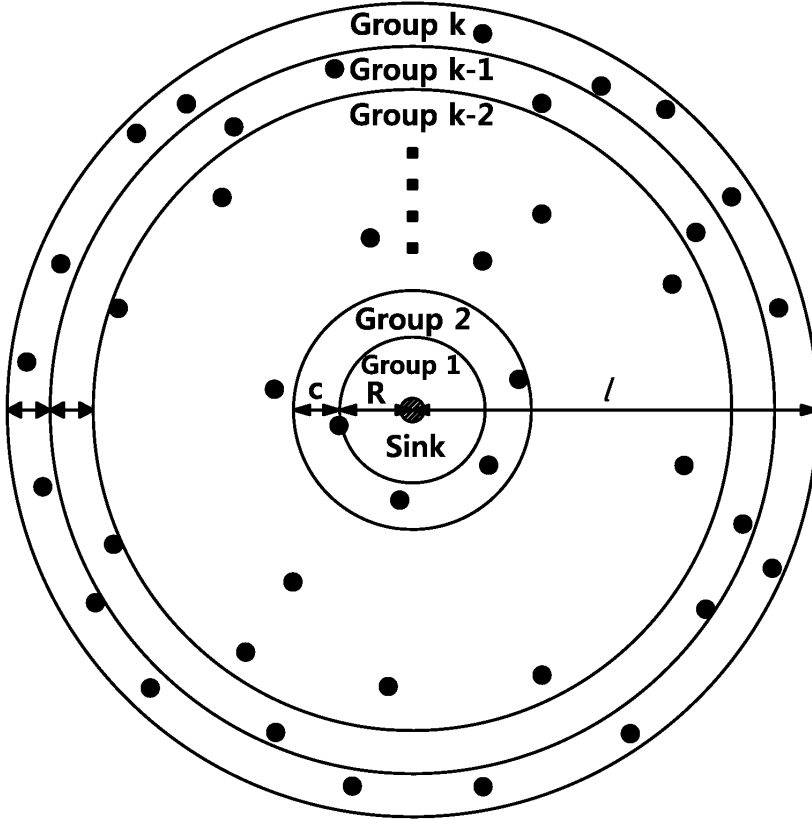
도면

도면1

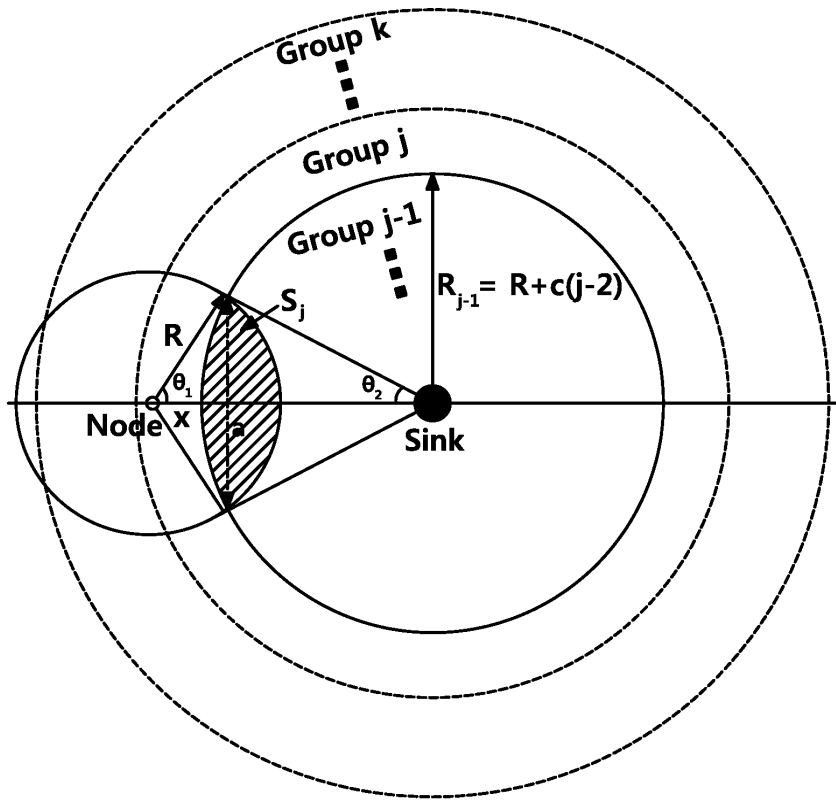


도면2

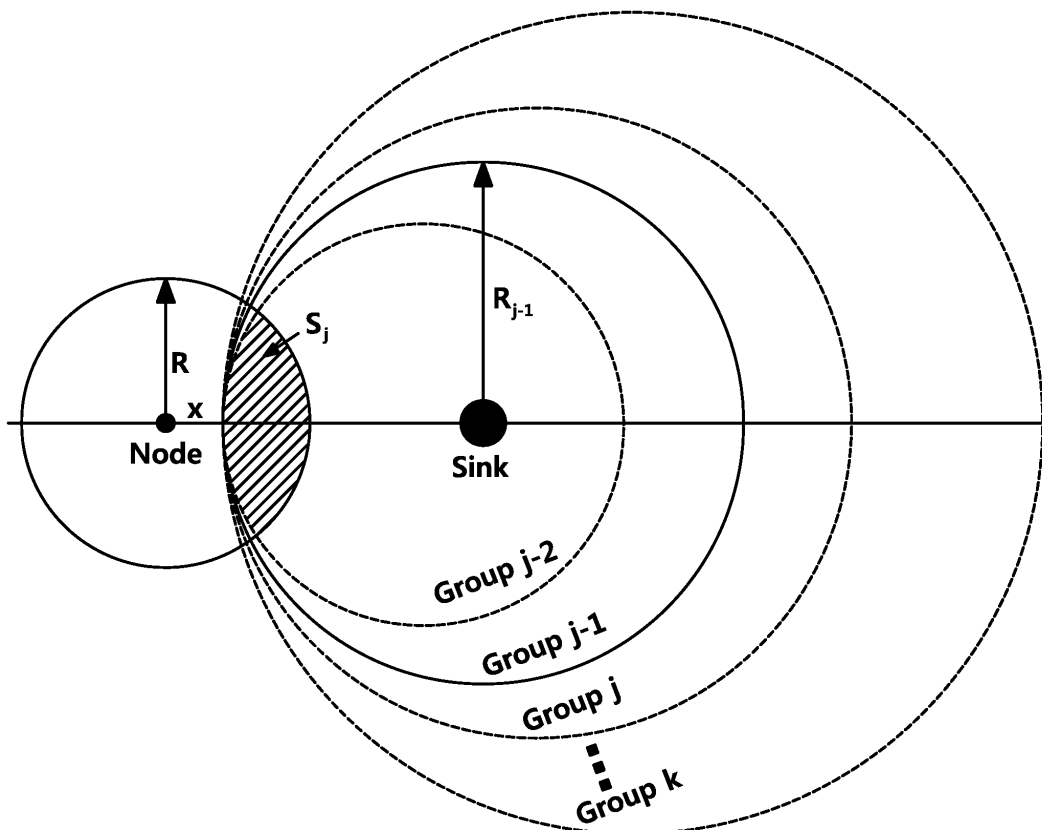
- : Sensor node
- $l$  : Radius of total area
- $R$  : Transmission range of a node
- $c$  : Width of a group



도면3

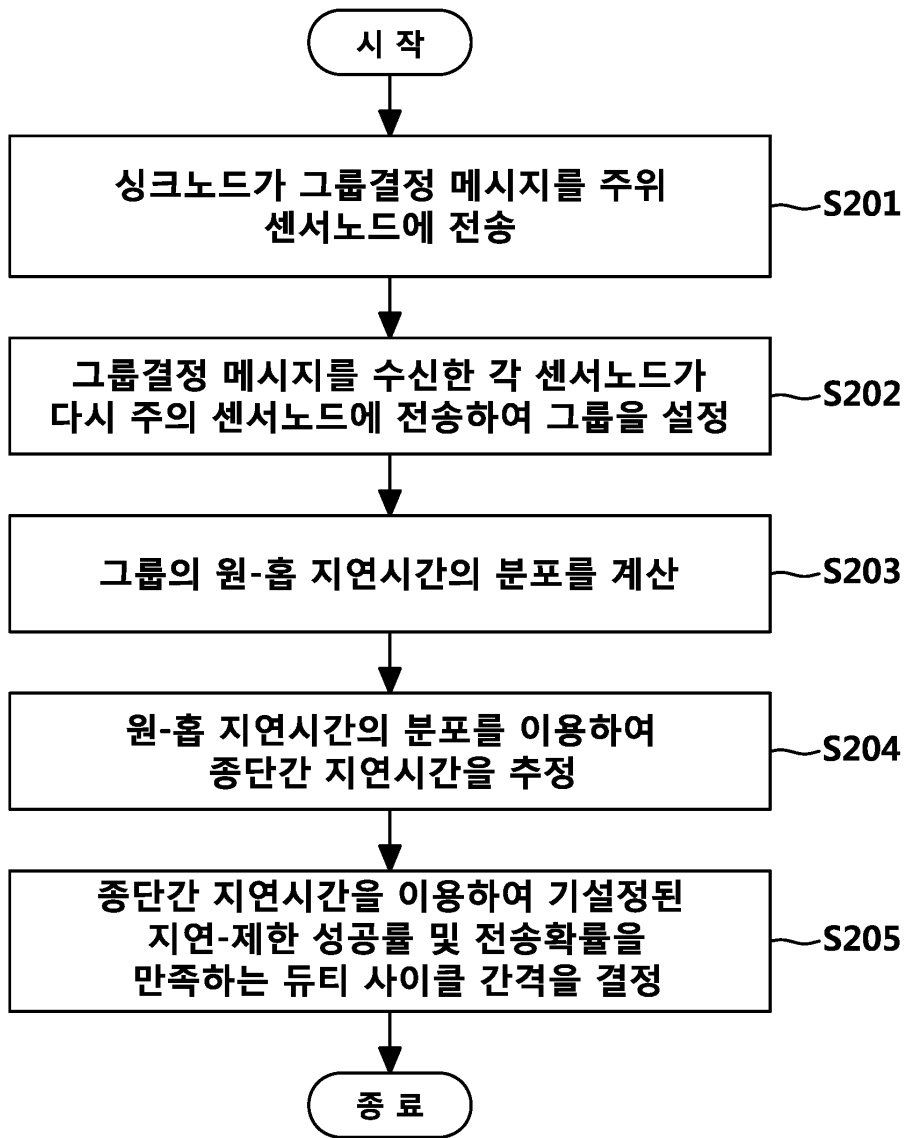


도면4

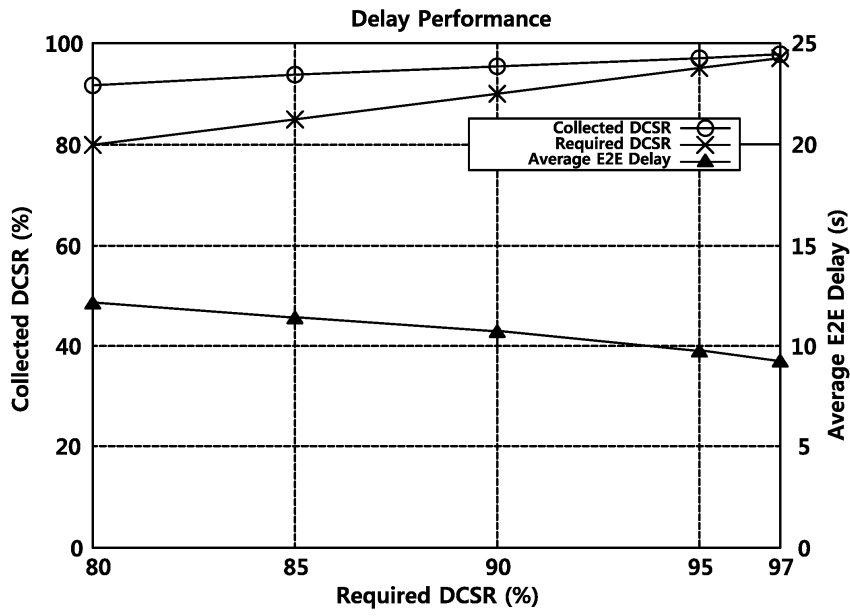




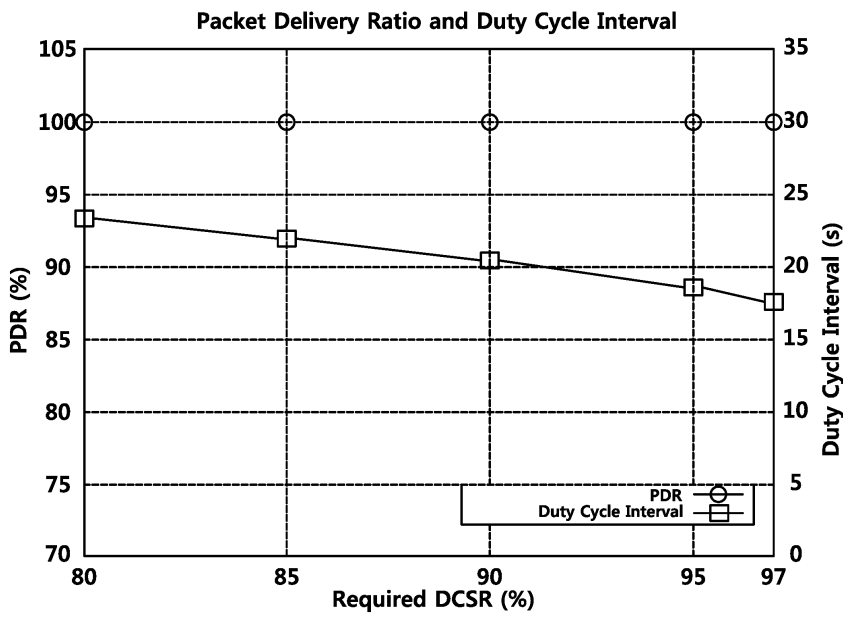
도면5



도면6

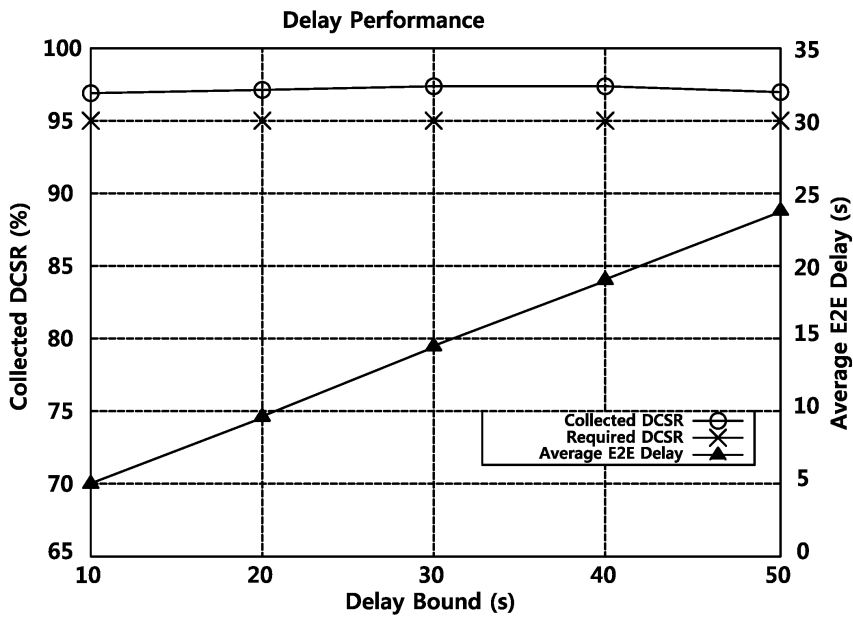


(a)

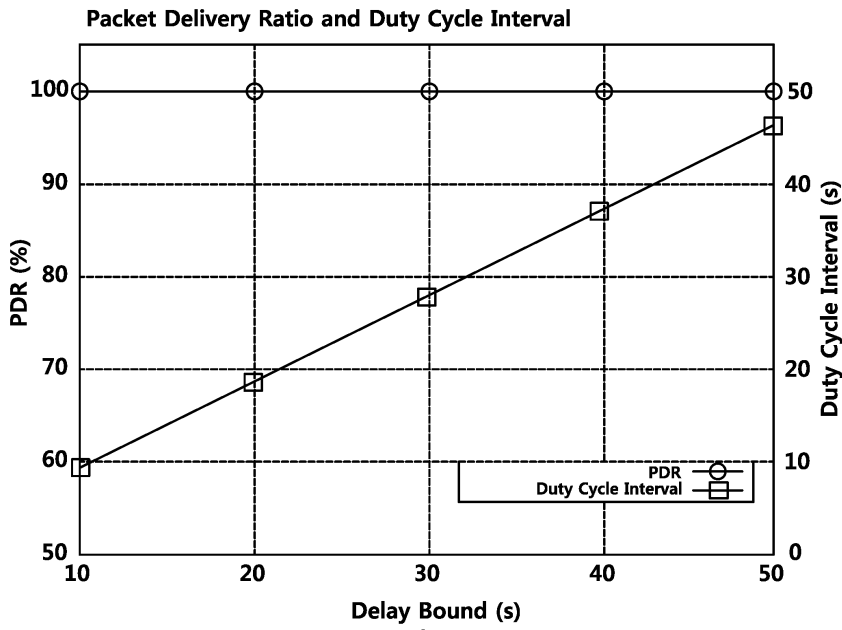


(b)

도면7

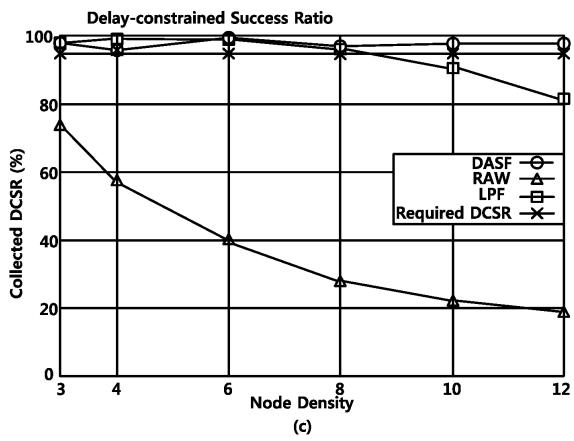
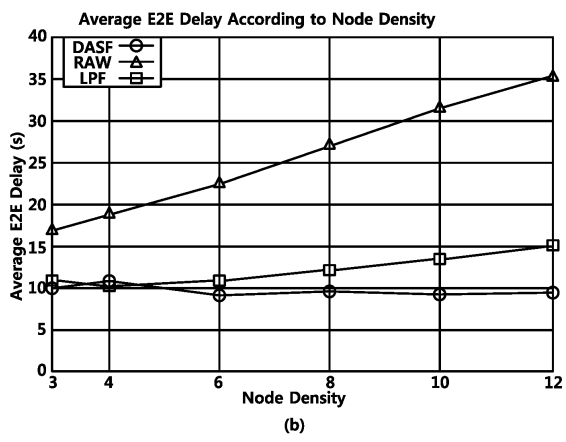
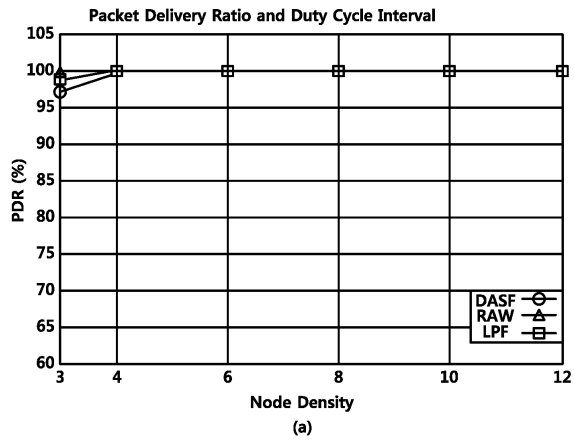


(a)

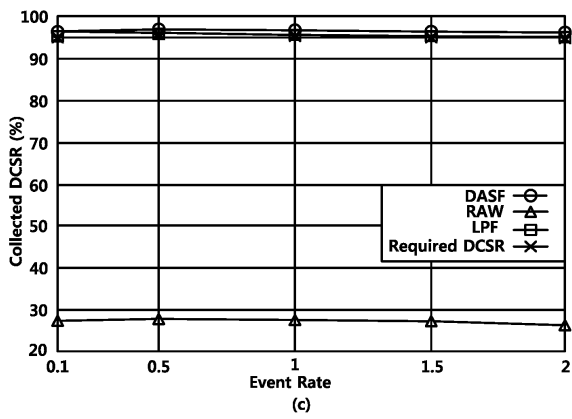
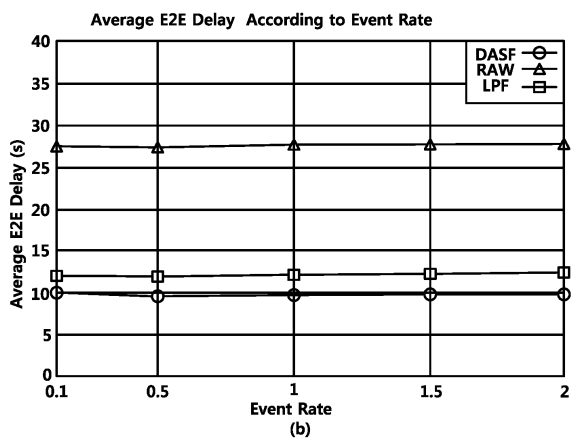
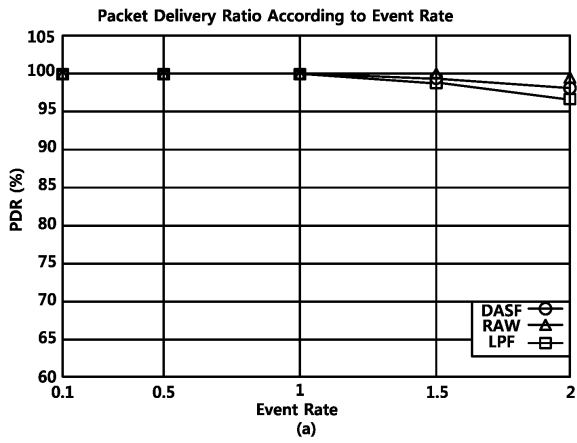


(b)

도면8



도면9



도면10

