



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(45) 공고일자 2007년11월30일
(11) 등록번호 10-0780794
(24) 등록일자 2007년11월23일

(51) Int. Cl.

H04L 12/28 (2006.01) H04L 12/56 (2006.01)

(21) 출원번호 10-2006-0078252

(22) 출원일자 2006년08월18일

심사청구일자 2006년08월18일

(56) 선행기술조사문헌

US20050249155(2005.11.10)

(73) 특허권자

고려대학교 산학협력단

서울 성북구 안암동5가1 고려대학교 내

(72) 발명자

안순신

서울 강남구 압구정동 434 현대아파트 113동 302호

안세영

경기 용인시 수지구 신봉동 LG빌리지 5차 514동 502호

(74) 대리인

현종철

전체 청구항 수 : 총 11 항

심사관 : 김대성

(54) 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법 및 그 기록매체

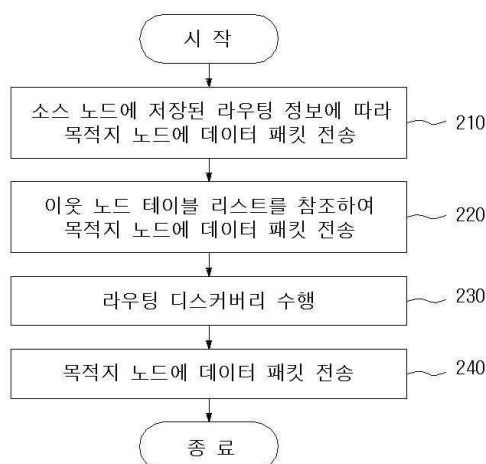
(57) 요약

지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법 및 그 기록매체가 개시된다.

본 발명에 따른 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법은 목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장된 소정의 소스 노드에서 상기 소스 노드의 데이터 패킷을 상기 라우팅 정보에 따라 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계, 상기 소스 노드에 목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장되지 않은 경우, 상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트를 참조하여 상기 목적지 노드에 상기 데이터 패킷을 전송하는 단계, 상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 상기 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 및 상기 목적지 노드가 존재하지 않는 경우 라우팅 디스커버리를 하는 단계, 및 상기 라우팅 디스커버리에 의해 결정된 경로를 통하여 상기 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계를 포함한다.

본 발명에 의하면, 템스 단위로 코디네이터의 비콘 인터벌을 나누고 네트워크 망의 주소를 부여한 각 노드의 비콘에 주소를 부여한 지그비 네트워크 망에서, 소스 노드가 목적지 노드로 데이터 패킷을 전송하는데 있어서 비콘 전송 노드의 라우팅 횟수를 줄임으로써 소스 노드의 데이터 패킷의 전송 효율을 증가시킬 수 있고, 네트워크 망 및 각 노드의 에너지 효율을 향상시킬 수 있는 효과가 있다.

대표도 - 도2



특허청구의 범위

청구항 1

목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장된 소정의 소스 노드에서 상기 소스 노드의 데이터 패킷을 상기 라우팅 정보에 따라 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계;

상기 소스 노드에 목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장되지 않은 경우, 상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트를 참조하여 상기 목적지 노드에 상기 데이터 패킷을 전송하는 단계;

상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 상기 목적지 노드의 루트 노드를 공유하는 노드 및 상기 목적지 노드가 존재하지 않는 경우, 상기 소스 노드의 상기 이웃 노드 테이블의 리스트 중 상기 목적지 노드가 존재하는 랩스, 상기 목적지 노드와 인접한 하위 랩스 및 상기 목적지 노드와 인접한 상위 랩스에 속하는 노드에 라우팅 요청 메시지를 전송하는 단계;

상기 라우팅 요청 메시지에 따라 상기 목적지 노드로의 라우팅 정보를 포함하는 노드가 복수 개인 경우, 상기 복수 개의 노드 중 잔여 에너지량이 상대적으로 큰 노드에 데이터 패킷을 전송하고 상기 잔여 에너지량이 동일하면 상대적으로 수신 신호 강도가 큰 노드에 데이터 패킷을 전송하는 라우팅 디스커버리를 수행하는 단계; 및

상기 라우팅 디스커버리에 의해 결정된 경로를 통하여 상기 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계를 포함하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 2

제 1 항에 있어서,

상기 지그비 네트워크 망의 각 노드는,

각 노드에 링크되는 최대 자식 노드의 갯수, 상기 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 라우터의 갯수 및 상기 네트워크 망의 최대 랩스의 수의 정보를 공유하고, 상기 네트워크 망의 각 노드의 슈퍼프레임 지속시간이 동일한 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 3

제 2 항에 있어서,

상기 지그비 네트워크 망의 각 노드는,

상기 각 노드의 랩스, 인덱스, 어드레스, 비콘 전송 시간 및 각 노드의 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 저장하는 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 4

제 3 항에 있어서,

상기 각 노드의 루트 노드를 공유하는 노드의 정보는,

상기 지그비 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 자식 노드의 갯수, 상기 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 라우터의 갯수 및 상기 네트워크 망의 최대 랩스의 수로부터 산출되는 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 5

제 1 항에 있어서,

상기 목적지 노드에 상기 데이터 패킷을 전송하는 단계는,

상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 상기 목적지 노드가 존재하는 경우 상기 목적지 노드에 상기 데이터 패킷을 전송하는 단계;

상기 목적지 노드가 존재하지 않는 경우, 상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 상기 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드가 존재하면 상기 루트 노드를 공유하는 노드에 상기 데이터 패킷을 전송하는 단계; 및

상기 데이터 패킷을 전송받은 상기 루트 노드를 공유하는 노드에서 목적지 노드에 상기 데이터 패킷을 전송하는 단계를 포함하는 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 6

삭제

청구항 7

제 1 항에 있어서,

상기 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계는,

상기 소스 노드의 상기 이웃 노드 테이블의 리스트 중 상기 목적지 노드가 존재하는 탭스, 상기 목적지 노드와 인접한 하위 탭스 및 상기 목적지 노드와 인접한 상위 탭스에 속하는 노드가 존재하지 않는 경우,

트리 라우팅을 통하여 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계를 더 포함하는 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 8

삭제

청구항 9

제 1 항에 있어서,

상기 지그비 네트워크 망은,

완충 구간을 가지는 스케줄링 또는 완충 구간을 가지지 않는 스케줄링 중 어느 하나의 스케줄링을 적용하여 비콘 전송 주기의 동기가 결정되는 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 10

제 9 항에 있어서,

상기 지그비 네트워크 망이 상기 완충 구간을 가지지 않는 스케줄링을 적용하여 비콘 전송 주기가 결정되는 망인 경우,

SD가 노드의 슈퍼프레임 지속시간이고, Rm이 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 라우터의 갯수이며,

$depth_{dest}$ 가 목적지 노드의 탭스이고, $depth_{destprent}$ 가 $depth_{dest} - 1$ 이면,

$depth_{iaddindex}$ 가 i 탭스에서의 목적지 노드와 동일한 루트 노드를 공유하는 노드의 인덱스인 경우

상기 목적지 노드의 부모 노드의 비콘 프레임 수신 후 목적지 노드가 활성화되는 시간 $afterWakeuptime$ 은,

$$afterWakeuptime = SD \cdot \sum_{i=1}^{depth_{destprent}-1} Rm^i + ((depth_{iaddindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-1} \cdot SD) + ((depth_{2addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-2} \cdot SD) + \dots + ((depth_{destprent-1addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-depth_{destprent}} \cdot SD)$$

에 의해 연산 되는 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 11

제 9 항에 있어서,

상기 지그비 네트워크 망이 상기 완충 구간을 가지는 스케줄링을 적용하여 비콘 전송 주기가 결정되는 망인 경우,

SD가 노드의 슈퍼프레임 지속시간이고, BTO는 완충 구간의 시간이고, Rm이 네트워크 망의 각 노드에 링크되는

최대 라우터의 갯수이며, $depth_{dest}$ 가 목적지 노드의 뎁스이고, $depth_{destparent}$ 가 $depth_{dest}-1$

이면, $depth_{addindex}$ 가 i 뎁스에서의 목적지 노드와 동일한 루트 노드를 공유하는 노드의 인덱스

인 경우 상기 목적지 노드의 부모 노드의 비콘 프레임 수신 후 목적지 노드가 활성화되는

$afterWakeuptime$ 은,

$$afterWakeuptime = (SD + BTO) \cdot \sum_{i=1}^{depth_{destparent}-1} Rm^i + ((depth_{addindex}-1) Rm^{depth_{destparent}-1} (SD + BTO)) + ((depth_{addindex}-1) Rm^{depth_{destparent}-2} (SD + BTO)) + \dots + ((depth_{destparent}-1) Rm^{depth_{destparent}-depth_{destparent}} SD)$$

에 의해 연산 되는 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 12

제 9 항에 있어서,

상기 목적지 노드의 부모 노드의 비콘 프레임 수신 없이 상기 목적지 노드에 상기 소스 노드의 데이터 패킷을 데이터 패킷을 전송하는 시간은 상기 목적지 노드가 활성화되는 시간에 상기 목적지 노드의 비콘 지속 시간을 더한 시간인 것을 특징으로 하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법.

청구항 13

제 1 항 내지 제 5 항, 제 7 항, 제 9 항 내지 제 12 항 중 어느 한 항의 방법을 컴퓨터에서 실행시키기 위한 기록매체.

명세서

발명의 상세한 설명

발명의 목적

발명이 속하는 기술 및 그 분야의 종래기술

- <14> 본 발명은 지그비(Zigbee) 네트워크에 관한 것으로서, 특히 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법 및 그 기록매체에 관한 것이다.
- <15> Zigbee 네트워크는 저전력 센서 네트워크 구성을 위한 IEEE 802.15.4 표준의 PHY(Physical) 계층과 MAC(Medium Access Control) 계층을 기반으로 한다.
- <16> Zigbee 네트워크에서는 데이터 프레임을 전송하거나 수신하는 등 다른 계층 간의 상호통신을 위한 인터페이스를 정의하고 있다. 또한 Zigbee 네트워크는 프레임 핸들링, 경로 탐색 및 유지 보수, 네트워크 관리 및 주소 할당 그리고 디바이스 관리 기능을 수행한다. IEEE 802.15.4 표준에서는 사용되는 장치를 풀 펌션 디바이스(Full Function Device:FFD)와 리듀스드 펌션 디바이스(Reduced Function Device:RFD)로 분류하는데 반해 Zigbee 네트워크에서는 이를 기능적인 측면에서 세분화하여 총 세 종류의 장치로 구분하고 있다.
- <17> 첫 번째로 Zigbee 코디네이터는 FFD만이 될 수 있으며, 하나의 Zigbee 네트워크 내에서 하나의 Zigbee 코디네이

터가 필요하고 네트워크 정보를 초기화하거나 다른 장치들을 관리하는 중심역할을 한다.

<18> 두 번째로, Zigbee 라우터는 코디네이터와 마찬가지로 FFD 만이 될 수 있으며, 하나의 Zigbee 네트워크 내에서 멀티 홉 라우팅을 위해 여러 개의 Zigbee 라우터가 존재 할 수 있다.

<19> 세 번째로, Zigbee 단말장치는 RFD로써 직접적인 네트워크 라우팅에는 참여하지 않지만 Zigbee 코디네이터 혹은 이미 네트워크에 형성된 Zigbee 라우터를 통해 네트워크에 참여할 수 있다. 또한 하나의 네트워크 내에는 여러 개의 Zigbee 단말 장치가 존재할 수 있지만 오직 하나의 FFD와 연결이 가능하다.

<20> 그러나, 종래의 지그비 네트워크 망에서의 라우팅 방법에 있어서, 네트워크 망 내에서의 각 노드가 비콘을 전송 할 경우 각 노드의 비콘이 충돌하여 데이터 전송에 오류가 발생하고, 데이터 패킷을 전송하고자 하는 소스 노드가 목적지 노드로의 경로를 찾지 못하여 라우팅 경로를 탐색하여야 할 경우 라우팅 요청 메시지를 브로드캐스팅(broadcasting) 하는 과정에서 노드의 구분없이 라우팅을 하게 되어 에너지 소모에 있어서 비효율적이라는 문제점이 있다.

발명이 이루고자 하는 기술적 과제

<21> 따라서, 본 발명이 이루고자 하는 첫 번째 기술적 과제는 소스 노드가 목적지 노드로 데이터 패킷을 전송하는데 있어서 라우팅 디스커버리를 할 경우 라우팅 요청 메시지 전송의 회수를 줄이는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법을 제공하는 것이다.

<22> 본 발명이 이루고자 하는 두 번째 기술적 과제는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법을 컴퓨터에서 실행시키기 위한 프로그램을 기록한 컴퓨터로 읽을 수 있는 기록매체를 제공하는 것이다.

발명의 구성 및 작용

<23> 상기 첫 번째 기술적 과제를 해결하기 위하여 본 발명은, 목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장된 소정의 소스 노드에서 상기 소스 노드의 데이터 패킷을 상기 라우팅 정보에 따라 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계, 상기 소스 노드에 목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장되지 않은 경우, 상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트를 참조하여 상기 목적지 노드에 상기 데이터 패킷을 전송하는 단계, 상기 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 상기 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 및 상기 목적지 노드가 존재하지 않는 경우 라우팅 디스커버리를 하는 단계, 및 상기 라우팅 디스커버리에 의해 결정된 경로를 통하여 상기 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하는 단계를 포함하는 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법을 제공한다.

<24> 상기 두 번째 기술적 과제를 해결하기 위하여 본 발명은, 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법을 컴퓨터에서 실행시키기 위한 프로그램을 기록한 컴퓨터로 읽을 수 있는 기록매체를 제공한다.

<25> 본 발명이 적용되는 바람직한 환경은 지그비 네트워크 망의 각 노드들이 조밀하게 위치하여 대부분의 노드들이 서로의 RF(Radio frequency) 구간에 들어가 있고, 노드의 갯수가 많아서 모든 노드가 서로의 이웃 노드를 이웃 노드 테이블 리스트에 저장하기에는 채널의 충돌과 메모리의 제약이 있으며, 메시지 패킷의 전송이 많은 환경이다.

<26> 이하, 첨부된 도면을 참조하여 본 발명을 더욱 상세히 설명하지만 본 발명이 이에 의해 제한되는 것은 아니다.

<27> 도 1은 본 발명에 적용되는 지그비 트리구조의 망을 도시한 것이다.

<28> 우선, 지그비 표준에서는 다음과 같은 네트워크 레이어(Network layer: NWK layer) 특정 상수를 정의한다. 첫 번째는, nwkMaxChildren(Cm)으로 이는 네트워크 망의 한 노드가 자식 노드를 받아들일 수 있는 최대 갯수를 의미한다. 두 번째는, nwkMaxDepth(Lm)로 네트워크 망이 가질 수 있는 최대 탭스의 수를 의미한다. 세 번째는, nwkMaxRouter(Rm)으로 한 노드가 자신의 자식 노드로 라우터를 받아들일 수 있는 최대 개수를 의미한다. 네트워크 망의 위 세 가지 상수가 미리 결정되면 네트워크 망의 구조가 결정되어 진다.

<29> 따라서, 네트워크 망의 nwkMaxChildren(Cm), nwkMaxDepth(Lm) 및 nwkMaxRouter(Rm)의 특정 상수를 이용하면 트리 망을 구성하는 노드 중 비콘 전송 노드의 최대 갯수를 알 수 있고, 각 노드의 주소가 결정되어 지며, 탭스(Depth)의 개념을 적용하여 같은 탭스의 비콘 전송 시간을 그룹으로 관리한다.

<30> 다음으로 지그비 네트워크 망에서 주소 할당 메커니즘을 알아보면 다음과 같다. 여기에서 지그비 네트워크를 구성하는 nwkMaxChildren(Cm) = 4, nwkMaxRouters(Rm) = 4, nwkMaxDepth(Lm) = 3 이라고 할 경우, Cskip(d)를 구

하는 수학적식과, 템스 당 Cskip 값은 아래 표 1과 같다.

수학적식 1

$$Cskip(d) = \frac{1 + Cm - Rm - Cm \cdot Rm^{Lm-d-1}}{1 - Rm}$$

<31>

표 1

Depth in the network, d	Offset value, Cskip(d)
0	21
1	5
2	1
3	0

$$Cskip(d) = \frac{1 + Cm - Rm - Cm \cdot Rm^{Lm-d-1}}{1 - Rm}$$

$$Cskip(0) = \frac{1 + 4 - 4 - 4 \cdot 4^{3-0-1}}{1 - 4} = \frac{1 - 4^3}{-3} = \frac{63}{3} = 21$$

$$Cskip(1) = \frac{1 + 4 - 4 - 4 \cdot 4^{3-1-1}}{1 - 4} = \frac{1 - 4^2}{-3} = \frac{15}{3} = 5$$

$$Cskip(2) = \frac{1 + 4 - 4 - 4 \cdot 4^{3-2-1}}{1 - 4} = \frac{1 - 4^1}{-3} = \frac{3}{3} = 1$$

$$Cskip(3) = \frac{1 + 4 - 4 - 4 \cdot 4^{3-3-1}}{1 - 4} = \frac{1 - 4^0}{-3} = \frac{0}{3} = 0$$

<32>

<33>

Cskip을 이용한 주소 할당 메커니즘은 주소범위를 제공한다. 여기서, Cskip(d)는 템스 d 인 노드가 가질 수 있는 주소의 부분 블록 크기를 의미한다. 이 주소범위는 특별한 네트워크의 주소가 그 장치에 속해 있는지 빨리 확인할 수 있도록 허락한다. 그리고 그것의 자식 노드의 장치를 통해서 또는 그 장치 트리 안에 다른 곳에서, 결과적으로 어느 장치나 장치 트리 패킷 업 또는 다운에서 간단한 기본적인 라우팅 결정을 만들 수 있다.

<34>

Cskip을 이용한 주소 할당 메커니즘은 아래 수학적식 3을 적용하여 부모 노드가 자식 노드에게 주소를 할당한다.

수학적식 2

$$\blacksquare \quad n = 1$$

$$Setp1: A_1 = A_{parent} + 1$$

$$\blacksquare \quad 2 \leq n \leq Rm, Rm \leq Cm \text{ 경우}$$

$$Setp2: A_n = (A_{parent} + 1) + Cskip(d) \times (n - 1)$$

<35>

<36>

수학적식 3은 지그비 네트워크 망에서 각 노드의 주소를 할당하는 방법에 대하여 나타내고 있다. 우선 Step1을 보면, 인덱스 1인 자식 노드의 주소는 부모 노드의 주소값에 1을 더한 값이 된다. Step2를 보면 인덱스 2인 자식 노드의 주소는 인덱스 1인 자식 노드의 주소값에 Cskip의 값을 더한 값이 주소값이 되며 인덱스 3인 자식 노드의 주소는 인덱스 2인 자식 노드의 주소값에 Cskip을 더한 값이 주소값이 된다. 이러한 방식으로 Cm의 값을 고려하여 주소값을 구하면 된다. 이와 같은 과정을 통하여 네트워크 망 내의 Cskip값과 주소(address)값이 부여된 각 노드를 구성할 수 있으며 이는 도 1과 같다.

<37>

도 2는 본 발명에 따른 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법의 흐름도이다.

<38>

우선, 목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장된 소정의 소스 노드에서 소스 노드의 데이터 패킷을 라우팅 정보에 따라 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(210 과정). 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송하고자 하는 소스 노드가 목적지 노드로의 라우팅 정보를 저장하고 있을 경우에는 소스 노드가 저장하고 있는 라우팅 정보에 따라 목적지 노드로 데이터 패킷을 전송한다.

<39>

한편, 소스 노드에 목적지 노드까지의 라우팅 정보가 저장되지 않은 경우, 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스

트를 참조하여 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(220 과정).

- <40> 지그비 네트워크 망에서 모든 노드는 각 노드의 주소 정보를 공유하므로, 소스 노드는 목적지 노드의 주소 정보에 따라 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트를 참조하여 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 또는 목적지 노드가 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 존재하는 경우 소스 노드는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 또는 목적지 노드가 활성화되는 시간을 연산하여 최종 목적지인 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다.
- <41> 그 다음, 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 및 목적지 노드가 존재하지 않는 경우 라우팅 디스커버리를 하는 단계(230 과정).
- <42> 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 및 목적지 노드가 존재하지 않는 경우, 목적지 노드가 존재하는 탭스, 목적지 노드와 인접한 하위 탭스 또는 목적지 노드와 인접한 상위 탭스에 속하는 노드에 소스 노드의 데이터 패킷을 전송한다면 목적지 노드로 데이터가 전송될 가능성이 크므로 라우팅 디스커버리(Discovery)를 수행한다.
- <43> 즉, 라우팅 디스커버리 수행과정에서 라우팅 요청(Routing REQuest:RREQ) 메시지를 전송할 때 브로드캐스트(Broadcast)를 적용하지 않고 목적지 노드가 존재하는 탭스, 목적지 노드와 인접한 하위 탭스 또는 목적지 노드와 인접한 상위 탭스에 속하는 노드에 RREQ를 전송하고 라우트 응답(Route reply)을 수신한다. 라우팅 디스커버리 수행과정에서 목적지 노드로의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드가 목적지 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 존재하면 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트를 갱신하고 목적지 노드로의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드에 소스 노드의 데이터 패킷을 전송한다.
- <44> 마지막으로, 라우팅 디스커버리에 의해 결정된 경로를 통하여 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(240 과정). 한편, 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드로의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드가 존재하지 않는 경우 트리 라우팅을 통하여 목적지 노드로 데이터 패킷을 전송한다. 일반적으로 지그비 네트워크 망에서 디폴트(Default) 탭스가 7이므로 트리 라우팅의 경우 14홉 이내의 범위에서 트리 라우팅이 수행되게 된다.
- <45> 바람직하게는, 트리 구조의 네트워크 망을 가지고, 모든 노드는 네트워크 망의 한 노드가 자식 노드를 받아들일 수 있는 최대 갯수(Cm), 네트워크 망이 가질 수 있는 최대 탭스의 수(Lm) 및 한 노드가 자신의 자식 노드로 라우터를 받아들일 수 있는 최대 라우터의 갯수(Rm)의 정보를 공유하고, 지그비 주소 할당 메커니즘을 사용하며, 모든 노드의 슈퍼프레임 지속시간이 동일할 수 있다.
- <46> 더욱 바람직하게는, 지그비 네트워크 망의 각 노드는, 각 노드의 탭스, 인덱스, 어드레스, 비콘 전송 시간 및 각 노드의 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 저장하는 것일 수 있다. 인덱스는 동일한 부모 노드를 가지는 노드의 어드레스 값의 크기에 따라 결정되는 것이다. 예를 들어 어드레스 값이 작은 순서대로 어드레스 값을 정할 수 있으며, 본 발명은 이에 대하여 한정하지 않는다.
- <47> 도 3은 도 2의 상세 흐름도이다.
- <48> 우선, 소스 노드에 라우팅 정보가 저장되어 있는지를 판단하여(310 과정), 소스 노드에 라우팅 정보가 저장되어 있는 경우 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(340 과정).
- <49> 소스 노드에 라우팅 정보가 저장되어 있지 않은 경우, 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드가 존재하는지의 여부를 판단하여(320 과정) 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드가 존재하는 경우 이웃 노드 테이블 리스트를 참조하여(321 과정) 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다.(340 과정).
- <50> 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드가 존재하지 않는 경우 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드가 존재하는지의 여부를 판단한다(325 과정).
- <51> 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드가 존재하는 경우, 루트 노드를 공유하는 노드에 데이터 패킷을 전송하고(326 과정), 루트 노드를 공유하는 노드는 최종적으로 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(340 과정). 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드는 목적지 노드에 대한 정보를 저장하고 있으므로, 저장된 정보에 따른 경로에 따라 목적지 노드에 데이터 전송을 한다.
- <52> 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드가 존재하지 않는 경우 소스 노드는 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트를 참조하여 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드가 존재하는 탭스, 목적지 노드에 인접한 하위 탭스 및 목적지 노드와 인접한 상위 탭스에 속하는 노드에 라우팅 요청 메시지를 전송한다

(327 과정).

- <53> 그 다음, 목적지 노드가 존재하는 탭스, 목적지 노드에 인접한 하위 탭스 및 목적지 노드와 인접한 상위 탭스에 목적지 노드의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드가 존재하는 지를 판단하고(330 과정), 목적지 노드의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드가 존재하지 않는 경우 트리 라우팅을 수행하고(339 과정), 트리 라우팅을 통하여 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(340 과정).
- <54> 그 다음, 목적지 노드의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드가 존재하는 경우, 정보 저장 노드가 복수개인지를 판단하여(331 과정), 정보 저장 노드가 단일 노드인 경우 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드에 데이터 패킷을 전송하고(332 과정), 데이터 패킷을 전송받은 노드는 최종적으로 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(340 과정).
- <55> 마지막으로, 목적지 노드의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드가 복수개인 경우, 복수개의 노드 중 잔여에너지량과 수신 신호 강도에 따라 복수개의 노드 중 하나의 노드에 데이터 패킷을 전송하고(333 과정), 최종적으로 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다(340 과정).
- <56> 바람직하게는, 복수개의 노드의 잔여 에너지량이 동일한지를 판단하여 잔여에너지량이 동일하지 않은 경우 상대적으로 잔여에너지량이 큰 노드에 데이터 패킷을 전송하고, 최종적으로 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송할 수 있다. 잔여 에너지량이 동일한 경우, 복수개의 노드 중 수신 신호 강도(Received Signal Strength Indication:RSSI)가 큰 노드에 데이터 패킷을 전송하고, 최종적으로 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송할 수 있다.
- <57> 도 4는 본 발명에 따른 트리 구조를 가지는 지그비 네트워크 망의 논리적인 링크를 도시한 것이다.
- <58> 논리적으로 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드는 목적지 노드로의 라우팅 정보를 저장하고 있다. 단, 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 중 마지막 탭스에 위치하는 노드는 라우팅이 가능하지 않으므로 목적지 노드로 데이터를 전송할 수 없다.
- <59> 도 4을 참조하면, 네트워크 망의 각 노드는 링크(480)로 연결되어 있으며, 동일한 루트 노드(400)를 공유하는 노드에 소스 노드(미도시)가 데이터 패킷을 전송하면 목적지 노드(430)에 소스 노드의 데이터 패킷이 전송될 수 있다.
- <60> 즉, 목적지 노드(430)와 동일한 부모 노드(420)와 링크된 노드(431 내지 434)는 목적지 노드와 동일한 탭스(탭스 n)에서 동일한 루트 노드를 공유하므로, 소스 노드가 431 내지 434 노드에 데이터 패킷을 전송하면 목적지 노드에 데이터 패킷이 전송될 수 있다.
- <61> 또한, 목적지 노드의 부모 노드(탭스 n-1)(420), 목적지 노드의 자식 노드(탭스 n+1)(440), 목적지 노드의 부모 노드와 인접한 상위 탭스(n-2 탭스)에 속하고 루트 노드(400)를 공유하는 노드(410), 목적지 노드의 자식 노드와 인접한 하위 탭스(탭스 n+2)에 속하고 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드(450)등에 소스 노드가 데이터 패킷을 전송하면 목적지 노드에 데이터 패킷이 전송될 수 있다. 도 4을 참조하면, 링크(490)로 연결되어 있는 노드는 목적지 노드로 데이터 패킷을 전송할 수 있다. 단, 목적지 노드와 루트 노드(400)를 공유하는 노드 중 마지막 탭스에 위치하는 노드(460)는 라우팅이 가능하지 않으므로 목적지 노드로 데이터를 전송할 수 없다.
- <62> 노드(471 내지 479)는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드이므로 직접적으로 목적지 노드에 대한 라우팅 정보를 저장하고 있지 않을 가능성이 높으므로, 노드(471 내지 479)는 또 다른 방법을 적용하여 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송한다. 예를 들어, 라우팅 디스커버리 또는 트리 라우팅 방법 등을 적용하여 목적지 노드에 데이터를 전송할 수 있다.
- <63> 도 5은 본 발명에 따른 다른 트리 구조를 가지는 지그비 네트워크 망을 도시한 것이다.
- <64> 각 노드의 루트 노드를 공유하는 노드의 정보는 지그비 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 자식 노드의 갯수, 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 라우터의 갯수 및 네트워크 망의 최대 탭스의 수로부터 산출될 수 있다.
- <65> 도 5을 참조하면 네트워크 망의 한 노드가 자식 노드를 받아들일 수 있는 최대 갯수(Cm)는 4이고, 네트워크 망이 가질 수 있는 최대 탭스의 수(Lm) 역시 4이며, 한 노드가 자신의 자식 노드로 라우터를 받아들일 수 있는 최대 개수(Rm) 도 6일 경우, 목적지 노드(500)와 루트 노드를 공유하는 노드(510)와 루트 노드를 공유하지 않는 노드(520)를 도시하고 있다. 이 경우 각 탭스당 목적지 노드에 데이터 패킷을 전송할 수 있는 노드의 갯수를

NDepthRouterMax(NDRM)으로 정의하면 $NDepthRouterMax = nwMaxRouters^i = Rm^i$ 이고 i 는 탭스를 나타내며, $Rm = Cm$ 이면 $NDepthRouterMax = nwMaxChildren^i = Cm^i$ 이다. 아래의 표 2는 도 5에 따른 네트워크 망에서의 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 수와 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수를 비교하여 보여주고 있다.

표 2

1) Depth	0
2) 최대 중계 노드 개수	$NDRM = Rm^i = 4^0 = 1$
3) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수	1
4) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수	$2) - 3) = 0$
1) Depth	1
2) 최대 중계 노드 개수	$NDRM = Rm^i = 4^1 = 4$
3) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수	1
4) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수	$2) - 3) = 3$
1) Depth	2
2) 최대 중계 노드 개수	$NDRM = Rm^i = 4^2 = 16$
3) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수	1
4) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수	$2) - 3) = 15$
1) Depth	3
2) 최대 중계 노드 개수	$NDRM = Rm^i = 4^3 = 64$
3) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수	$4 - 1 = 3$
4) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수	$2) - 3) = 61 - 1 = 60$ (자신제외)
1) Depth	4
2) 최대 중계 노드 개수	$NDRM = Rm^i = 4^4 = 256$
3) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수	목적지 노드: 4
4) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수	$2) - 3) = 252$
1) Depth	5
2) 최대 노드 개수	$Cm^i = 4^5 = 1024$
3) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수	$4 \times 4 = 16$
4) 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수	$2) - 3) = 1008$

<66>

<67> 도 5와 표 2에 따라 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수와 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수를 일반화하면,

<68> 우선, $Cm = Rm$ 일 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 작은 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 1개이고, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스와 동일한 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $Cm - 1$ 개이며, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 큰 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $Cm^{i-\text{destdepth}}$ 이 되며, 여기서 i 는 탭스를 나타내며, destdepth 는 목적지 노드의 탭스를 의미한다.

<69> $Cm = Rm$ 일 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수는, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 작은 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수는 $Cm^i - 1$ 개이고, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스와 동일한 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $Cm^{i-\text{destdepth}} - (Cm - 1)$ 개이며, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 큰 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $Cm^i - Cm^{i-\text{destdepth}}$ 이 되며, 여기서 i 는 탭스를 나타내며, destdepth 는 목적지 노드의 탭스를 의미한다.

<70> 다음으로, $Cm \neq Rm$ 일 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 작은 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 1개이고, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스와 동일한 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $Rm - 1$ 개이며, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 큰 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $Rm^{i-\text{destdepth}}$ 이 되며, 여기서 i 는 탭

스를 나타내며, $destdepth$ 는 목적지 노드의 탭스를 의미한다.

- <71> $C_m \neq R_m$ 일 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수는, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 작은 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드의 갯수는 $R_m^i - 1$ 개이고, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스와 동일한 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $R_m^{i-destdepth} - (R_m - 1)$ 개이며, 노드의 탭스가 목적지 노드의 탭스보다 큰 경우 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 갯수는 $R_m^i - R_m^{i-destdepth}$ 이 되며, 여기서 i 는 탭스를 나타내며, $destdepth$ 는 목적지 노드의 탭스를 의미한다.
- <72> 트리 구조를 가지는 지그비 네트워크 망에서 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드는 탭스가 커질수록 많아 지므로 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 있을 확률이 높아진다. 이웃 노드 테이블 리스트에 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드가 존재하면 데이터 패킷을 전송한다. 물론 소스 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 존재하는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드 자체의 비콘 전송 시간을 알기 때문에 슈퍼 프레임의 경쟁구간(Contention Access Period:CAP) 구간에서 전송 경합을 하여 소스 노드의 데이터를 전송할 수 있다.
- <73> 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드가 이웃 노드 테이블 리스트에 존재하지 않을 경우, 라우팅 디스커버리를 수행한다. 라우팅 디스커버리는 목적지 노드의 이웃 노드 테이블 리스트에 존재하는 노드 중 목적지 노드의 탭스를 기준으로 목적지 노드와 동일한 탭스, 목적지 노드와 인접한 상위 탭스 및 목적지 노드와 인접한 하위 탭스에 라우팅 요청(Routing REQuest:RREQ) 메시지를 전송하는 방법이다. 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드가 이웃 노드 테이블 리스트에 존재하지 않으므로, 라우팅 디스커버리를 수행하게 되는 것이다. 이 방법은 브로드캐스팅 보다 빠르고 RREQ 메시지 전송 횟수가 적으므로 망의 에너지 소모가 적다.
- <74> 도 6은 본 발명에 따른 라우팅 디스커버리에 적용되는 네트워크 망을 도시한 것이다. 지그비 라우팅에 있어서 도 6에 도시된 바와 같이 각 노드를 등급별로 구분을 한다. 각 노드의 등급은 노드 내의 일련번호로 도시되어 있다. 이와 같이 각 노드별로 등급을 두어 라우팅을 할 경우 종래의 지그비 라우팅보다 전송 횟수를 줄일 수 있다.
- <75> 지그비 네트워크 망의 링크(610) 중 다른 링크(620)와 연결된 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드는 이웃 노드 테이블 리스트에서 직접 통신을 할 때 또는 이웃 노드 테이블 리스트의 노드 중 목적지 노드의 라우팅 정보를 저장하고 있는 노드가 존재하는지를 찾을 경우 사용하며, 도 6에서 1등급 내지 3등급의 노드가 이에 해당하고 각 등급의 수는 목적지 노드까지의 홑의 수를 의미한다. 즉 1등급의 노드는 목적지 노드와의 경로가 1홑 내에 위치한 노드로 상대적으로 2등급 내지 3등급의 노드보다 목적지 노드에 정보를 전송하기가 용이하다고 볼 수 있다.
- <76> 링크(620)로 연결된 노드는 목적지 노드가 존재하는 탭스, 목적지 노드와 인접한 하위 탭스 및 목적지 노드와 인접한 상위 탭스에 속하는 노드로, 이 노드는 라우팅 디스커버리를 통하여 라우팅 요청 메시지를 보낼 때 사용된다. 라우팅 디스커버리에 의해 목적지 노드의 라우팅 정보를 저장하고 있는 같은 등급의 노드들이 이웃 노드 테이블 리스트에 복수 개 존재하는 경우 노드의 잔여 에너지량이 상대적으로 큰 노드에 소스 노드의 데이터 패킷을 전송하며, 복수 개의 노드의 잔여 에너지량이 동일할 경우 수신 신호 강도(Received Signal Strength Indication:RSSI)가 상대적으로 강한 노드에 소스 노드의 데이터 패킷을 전송한다.
- <77> 지그비 표준에서 디폴트 탭스의 크기가 7이므로 5등급 이상으로 나누는 것은 효율적이지 않다고 볼 수 있다. 따라서 본 발명에서는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하지 않는 노드를 4등급으로 정할 수 있다. 물론 추후 동적으로 등급을 규정하는 방법도 가능하며, 본 발명에서는 이에 대하여 한정하지 않는다.
- <78> 본 발명은 각 노드의 메모리 공간의 크기 또는 메모리 접근 파워와 각 노드의 연산 파워에 따라 각 노드의 주소 정보에 의해 각 노드의 탭스와 인덱스 정보를 결정하는 방법이 결정된다.
- <79> 각 노드의 메모리 공간의 크기가 크거나 메모리 접근 파워가 각 노드의 연산파워에 비해 작은 경우 각 노드의 정보를 메모리에 저장하고 각 노드의 정보를 리딩(reading)하여 사용한다. 부모 노드가 자식 노드에 주소를 할당할 경우에 루트 노드를 공유하는 노드 정보가 포함된 정보를 자식 노드에게 전송하므로 자식 노드는 부모 노드의 노드 정보뿐만 아니라 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 모두 저장하게 된다. 지그비 네트워크망 표준은 $nwkMaxDepth$ 를 15로 정의하고 있다. 물론 탭스가 더 커지고 네트워크의 규모가 더욱 커진 조밀한 네트워크에서도, 본 발명은 각 노드의 주소로부터 각 노드의 탭스와 인덱스 정보를 결정할 수 있다.
- <80> 도 7은 도 1의 부모 노드가 자식 노드에 주소 할당시 전송하는 정보를 도시한 것이다.

- <81> 부모 노드는 자식 노드에게 주소 할당시 부모 노드의 주소 정보를 포함한 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 전송하고, 자식 노드는 자식 노드와 연결되고 하위 템스에 속하는 노드에게 부모 노드의 정보와 자신의 노드의 정보를 포함하는 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 덧붙여서 전송한다. 구현에 따라 네트워크 망의 종단 노드(end-node)까지 루트 노드를 공유하는 노드의 정보가 전송되거나, 종단 노드의 부모 노드까지 루트 노드를 공유하는 노드의 정보가 전송될 수 있다.
- <82> 도 7을 참조하면, 부모 노드는 자식 노드에 주소를 할당할 경우, 자식노드의 템스, 인덱스, 어드레스, 비콘 전송 시간 정보를 할당하여 전송하는 동시에 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 자식 노드에 전송한다.
- <83> 템스는 자식 노드가 위치하는 템스이며, 주소 인덱스는 지그비 주소 할당체계에서 Cskip(depth:d)에 의해 부여 받는 주소의 순번이고, 주소는 자식 노드 자신이 갖게되는 어드레스이며, 비콘 전송 시간이 옵션으로 선택되면 자식 노드 자신이 비콘을 전송하기 위하여 활성화 되는 시간을 의미한다. 상술한 바와 같이, 종단 노드 또는 최대 템스에 위치한 노드에는 이 정보가 할당되지 않는다.
- <84> 지그비 표준에서 정의하는 최대 템스의 크기는 15로 루트 노드를 공유하는 노드의 정보의 크기가 노드의 하드웨어적 메모리 용량에 따라 상대적으로 클 수도 있고 작을 수도 있다. 하드웨어적인 메모리 용량이 작다면 목적지 주소를 이용하여 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 연산하여 구한다.
- <85> 도 8a는 도 1의 부모 노드와 자식 노드의 슈퍼프레임의 타임 포지션을 도시한 것이다.
- <86> 도 8a를 참조하면, 지그비 네트워크 망에서 코디네이터의 비콘 인터벌(Beacon Interval:BI)(800)을 기준으로 각 노드의 슈퍼프레임 지속시간(Superframe Duration:SD)(801)이 결정되며, 각 노드의 비콘 프레임 전송 시간이 템스별로 결정된다. 비콘 프레임 전송 시간은 부모 노드(810)가 이와 링크된 자식 노드(821 내지 824)의 비콘 전송 시간을 결정하는 방식으로 모든 노드의 비콘 전송 시간이 결정된다.
- <87> 도 8b는 도 1의 자식 노드에 전송된 정보 형식을 도시한 것이다.
- <88> 도 8b를 참조하면, 부모 노드(860)의 템스가 1 이고, 주소 인덱스가 1이고, 주소가 1이며, 비콘 전송 시간이 SD1일경우, 자식 노드(861 내지 864)는 부모 노드의 정보를 자식 노드 자신의 정보에 추가하여 저장한다.
- <89> 예를 들어, 2의 주소를 가지는 자식 노드(861)는 자식 노드 자신의 정보인 템스 2, 주소 인덱스 1, 주소 2, 비콘 전송 시간 SD2에 부모 노드의 주소 정보인 템스 1, 주소 인덱스 1, 주소 1, 비콘 전송시간 SD1를 자식 노드 자신의 메모리에 저장한다. 위와 같은 방법으로 자식 노드의 하위 템스에 속하는 노드에 주소를 할당할 경우 하위 템스에 속하는 노드 역시 자신의 정보에 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 추가적으로 메모리에 저장하게 된다.
- <90> 부모 노드는 자식 노드를 관리하는 역할을 하므로 자식 노드의 정보를 저장하게 됨은 물론이므로, 전체적으로 동일한 루트 노드를 공유하는 노드는 이에 속하는 모든 노드의 정보를 저장하게 된다.
- <91> 그러나, 메모리 공간에 여유가 없는 노드가 네트워크 망에 배치될 경우에는 노드의 정보를 메모리에 저장할 수 없으므로 하드웨어적 연산에 의해 목적지와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 구한다.
- <92> 상술한 바와 같이, nwMaxChildren(Cm), nwMaxRouters(Rm), nwMaxDepth(Lm)의 정보를 네트워크 망의 각 노드가 저장하고 있으므로, nwMaxChildren, nwMaxRouters, nwMaxDepth의 정보로부터 Cskip을 구할 수 있다. 이 값은 지그비 표준에 의해 정해지므로 상술하지 않기로 한다. nwMaxChildren, nwMaxRouters, nwMaxDepth의 값과 Cskip(Cs) 값으로부터 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 구하는 과정은 다음과 같다.
- <93> Cm = 4, Rm = 4, Lm = 3의 값을 가지는 네트워크 망에서 Cs 값을 구하면 표 1 과 같고, 표 1에 의한 Cskip(Cs) 값으로부터 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 구하고 이 과정은 도 9a 내지 도 9c와 같다.
- <94> 도 9a 내지 도 9c는 도 1의 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 연산하는 과정을 도시한 것이다.
- <95> 도 9a 와 표 1를 참조하면, 템스 0의 Cs값이 21이고, 이값에 의해 목적지 노드의 주소가 속하는 범위로부터 템스 1에 속하는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 주소가 43이고, 주소 인덱스는 3임을 구할 수 있다.
- <96> 도 9b 와 표 1를 참조하면, 템스 1의 Cs값이 5이고, 템스 1의 Cs값에 따라 목적지 노드의 주소가 속하는 범위로부터 템스 2에 속하는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 주소가 49이고, 주소 인덱스는 2임을 구할 수 있다.

- <97> 도 9c 와 표 1를 참조하면, 탭스 2의 Cs값이 1이고, 탭스 2의 Cs값에 따라 목적지 노드의 주소가 속하는 범위로부터 탭스 3에 속하는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 주소가 53이고, 주소 인덱스는 4임을 구할 수 있다.
- <98> 도 9a 내지 도 9c에 의해 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 구할 수 있으며, 이 정보에 의해 소스 노드 뿐만 아니라 목적지 노드로 데이터 패킷을 전송하는 경로상에서 자신의 노드의 정보와 비교하여 최소의 경로를 통하여 라우팅할 수 있다.
- <99> 도 10은 도 1의 지그비 네트워크의 비콘 전송 스케줄 구조를 도시한 것이다. 도 10을 참조하면, 코디네이터의 비콘 인터벌에 따라 네트워크 망의 각 노드의 슈퍼프레임 지속시간이 결정된다. 도 1 및 표 1을 참조하면, 탭스 0에 위치하는 코디네이터의 주소는 0이고, 탭스 1에 위치하는 노드의 주소는 탭스 0의 코디네이터의 Cs값에 의해 결정되고, 탭스 0의 코디네이터의 Cs값이 21이므로 인덱스 순서에 따라 탭스 1에 위치하는 노드를 순서대로 배열한다. 그리고 탭스 2에 위치하는 노드의 주소는 탭스 2에 위치하는 각 노드의 부모 노드의 Cs값에 의해 결정되고 부모 노드의 Cs값이 5이므로 인덱스 순서에 따라 탭스 2에 위치하는 노드를 순서대로 배열한다. 마지막 종단 노드에 해당하는 노드는 비콘을 전송하지 않으며, 만약 비콘을 전송한다고 가정할 경우 탭스 3에 위치하는 각 노드의 부모 노드의 Cs값이 1이므로 인덱스 순서에 따라 탭스 3에 위치하는 각 노드를 순서대로 배열하고 최종적으로 도 10과 같은 지그비 네트워크의 비콘 전송 스케줄 구조를 가지게 된다.
- <100> 이러한 비콘 전송 스케줄 구조를 가지는 네트워크 망에서 각 노드는 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 통하여 목적지 노드의 활성화되는 시간을 연산하고, 소스 노드 또는 목적지 노드에 데이터를 전송하는 노드는 연산된 시간에 소스 노드의 데이터 패킷을 전송한다.
- <101> 도 11a는 본 발명에 일 실시예에 따른 지그비 네트워크 망의 각 노드의 타임 포지션을 도시한 것이고, 도 11b는 본 발명의 다른 실시예에 따른 지그비 네트워크 망의 각 노드의 타임 포지션을 도시한 것이다.
- <102> 지그비 네트워크 망은, 완충 구간을 가지는 스케줄링 또는 완충 구간을 가지지 않는 스케줄링 중 어느 하나의 스케줄링을 적용하여 비콘 전송 주기의 동기가 결정되어 진다.
- <103> 코디네이터를 기준으로 비콘 주기의 동기를 결정하는데 있어서, 완충 구간을 갖지 않는 스케줄링을 논 비콘 스케줄 전송 오프셋(Non Beacon Schedule Tx Offset:NBSTO)라고 하고, 완충 구간을 갖는 스케줄링을 비콘 스케줄 전송 오프셋(Beacon Schedule Tx Offset:BSTO)이라고 한다. 도 11a 와 도 11b를 참조하면, 도 11a는 완충 구간을 갖지 않는 스케줄링인 비 비콘 스케줄 전송 오프셋(Non Beacon Schedule Tx Offset:NBSTO)이고, 도 11b는 완충 구간을 갖는 스케줄링인 비콘 스케줄 전송 오프셋(Beacon Schedule Tx Offset:BSTO)이다. 각 방법에 따라 목적지 노드가 활성화 되는 시간은 아래와 같다.
- <104> 지그비 네트워크 망이 완충 구간을 가지지 않는 스케줄링 방법을 적용하여 비콘 전송 주기가 결정되는 망인 경우, SD가 노드의 슈퍼프레임 지속시간이고, Rm이 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 라우터의 갯수이고, SD가 노드의 슈퍼프레임 지속시간이고, Rm이 네트워크 망의 각 노드에 링크되는 최대 라우터의 갯수이며,
- $$depth_{dest} \text{가 목적지 노드의 탭스이고, } depth_{destprent} \text{가 } depth_{dest} - 1 \text{ 이면,}$$
- $$depth_{addindex} \text{가 } i \text{ 탭스에서의 목적지 노드와 동일한 루트 노드를 공유하는 노드의 인덱스인 경우}$$
- 상기 목적지 노드의 부모 노드의 비콘 프레임 수신 후 목적지 노드가 활성화되는 시간 $afterWakeupTime$ 은 하기의 수학적 식 3에 의해 연산 된다.

수학식 3

$$\begin{aligned} afterWakeuptime = & SD \cdot \sum_{i=1}^{depth_{destprent}-1} Rm^i + ((depth_{1addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-1} \cdot SD) + \\ & ((depth_{2addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-2} \cdot SD) + \\ & \dots + ((depth_{destprent-1addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-depth_{destprent-1}} \cdot SD) \end{aligned}$$

표 1 및 도 9a 내지 도 9c에 도시된 네트워크 망의 구조를 가지고, 목적지 주소가 53인 경우 목적지 노드가 활성화 되는 시간을 수학식 3에 의해서 구하면,

$$afterWakeuptime = SD \cdot \sum_{i=1}^{2-1} 4^i + ((3-1) \times 4^{2-1} \times SD) + ((2-1) \times 4^{2-2} \times SD) = 13 \cdot SD$$

의 값을 구할 수 있고, SD의 값이 1일 경우,

$$afterWakeuptime = 1 \cdot \sum_{i=1}^{2-1} 4^i + ((3-1) \times 4^{2-1} \times 1) + ((2-1) \times 4^{2-2} \times 1) = 13 \cdot 1 = 13$$

의 값이 된다. 즉 목적지 노드는 코디네이터의 비콘 전송 시간이 지난 이후 13SD 시간 이후에 활성화 되므로 소스 노드는 코디네이터의 비콘 전송 시간을 기준으로 13SD시간이 지난 후 목적지 노드가 활성화되는 시간에 소스 노드의 데이터 패킷을 전송하면 목적지 노드와 동기를 맞출 수 있다.

목적지 노드의 비콘 프레임 수신 없이 바로 목적지 노드의 CAP 구간에 참여하여 소스 노드의 데이터 패킷을 전송할 경우에는 슈퍼프레임 구조에서의 비콘 최대 길이(beaconMaxLength)에 해당하는 시간을 afterwakeuptime에 추가적으로 더하면 된다.

지그비 네트워크 망이 완충 구간을 가지지 않는 스케줄링 방법을 적용하여 비콘 전송 주기가 결정되는 망인 경우, SD가 노드의 슈퍼프레임 지속시간이고, BTO는 완충 구간의 시간이고, Rm이 네트워크 망의 각 노드에 링크되

는 최대 라우터의 갯수이며, $depth_{dest}$ 가 목적지 노드의 탭스이고, $depth_{destprent}$ 가

$depth_{dest}-1$ 이면, $depth_{iaddindex}$ 가 i 탭스에서의 목적지 노드와 동일한 루트 노드를 공유하는 노드의 인덱스인 경우 상기 목적지 노드의 부모 노드의 비콘 프레임 수신 후 목적지 노드가 활성화되는

$afterWakeuptime$ 은 하기의 수학식 4에 의해 연산 된다.

목적지 노드의 비콘 전송 시간이 경과한 후 바로 목적지 노드의 CAP 구간에 참여하여 소스 노드의 데이터 패킷을 전송할 경우, 즉 노드의 부모 노드의 비콘 프레임 수신 없이 바로 목적지 노드의 CAP 구간에 참여하여 소스 노드의 데이터 패킷을 전송할 경우에는 afterwakeuptime에 슈퍼프레임 구조에서의 비콘 최대 길이 (beaconMaxLength)에 해당하는 시간을 더하면 된다.

수학식 4

$$\begin{aligned} afterWakeuptime = & (SD+BTO) \cdot \sum_{i=1}^{depth_{destprent}-1} Rm^i + ((depth_{1addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-1} \cdot (SD+BTO)) + \\ & ((depth_{2addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-2} \cdot (SD+BTO)) + \\ & \dots + ((depth_{destprent-1addindex}-1) \cdot Rm^{depth_{destprent}-depth_{destprent-1}} \cdot SD) \end{aligned}$$

한편, 목적지 노드의 부모 노드의 비콘 프레임을 수신하고 목적지 노드의 CAP 구간에 참여하여 소스 노드의 데이터 패킷을 전송할 것인지, 목적지 노드의 부모 노드의 비콘 프레임을 수신하지 않고 바로 목적지 노드의 CAP 구간에 참여하여 소스 노드의 데이터 패킷을 전송할 것인지는 네트워크 망의 시스템의 특성, 에너지 상태, 시스

템 외부의 환경적 변수에 따라 결정되며, 본 발명은 이에 대하여 한정하지 아니한다.

- <114> 본 발명은 컴퓨터로 읽을 수 있는 기록 매체에 컴퓨터(정보 처리 기능을 갖는 장치를 모두 포함한다)가 읽을 수 있는 코드로서 구현하는 것이 가능하다.
- <115> 컴퓨터가 읽을 수 있는 기록매체는 컴퓨터 시스템에 의하여 읽혀질 수 있는 데이터가 저장되는 모든 종류의 기록 장치를 포함한다. 컴퓨터가 읽을 수 있는 기록 장치의 예로는 ROM, RAM, CD-ROM, 자기 테이프, 플로피 디스크, 광데이터 저장장치 등이 있다. 또한 컴퓨터가 읽을 수 있는 기록매체는 네트워크로 연결된 컴퓨터 장치에 분산되어 컴퓨터가 읽을 수 있는 코드가 저장되고 실행될 수 있다.
- <116> 본 발명은 도면에 도시된 실시예를 참고로 설명되었으나 이는 예시적인 것에 불과하며, 본 기술 분야의 통상의 지식을 가진 자라면 이로부터 다양한 변형 및 균등한 타 실시예가 가능하다는 점을 이해할 것이다. 따라서, 본 발명의 진정한 기술적 보호 범위는 첨부된 등록청구범위의 기술적 사항에 의해 정해져야 할 것이다.

발명의 효과

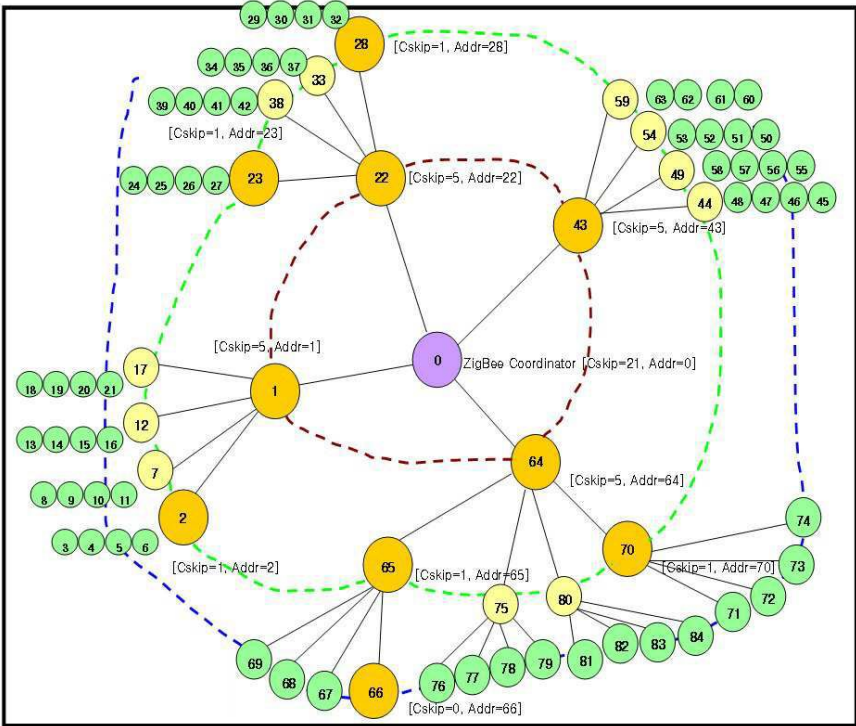
- <117> 본 발명에 의하면, 랩스 단위로 코디네이터의 비콘 인터벌을 나누고 네트워크 망의 주소를 부여한 각 노드의 비콘에 주소를 부여한 지그비 네트워크 망에서, 소스 노드가 목적지 노드로 데이터 패킷을 전송하는데 있어서 비콘 전송 노드의 라우팅 횟수를 줄임으로써 소스 노드의 데이터 패킷의 전송 효율을 증가시킬 수 있고, 네트워크 망 및 각 노드의 에너지 효율을 향상시킬 수 있는 효과가 있다.

도면의 간단한 설명

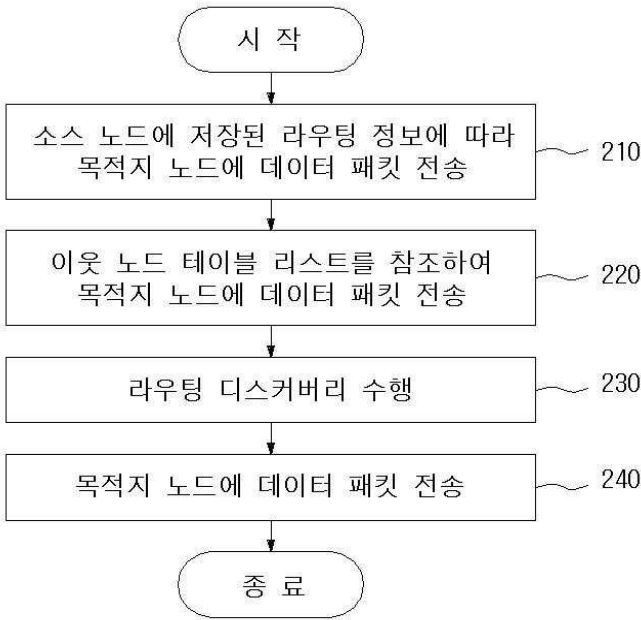
- <1> 도 1은 본 발명에 적용되는 트리구조를 가지는 지그비 네트워크 망을 도시한 것이다.
- <2> 도 2는 본 발명에 따른 지그비 네트워크 망에서의 데이터 패킷 전송을 위한 라우팅 방법의 흐름도이다.
- <3> 도 3은 도 2의 상세 흐름도이다.
- <4> 도 4는 본 발명에 따른 트리 구조를 가지는 지그비 네트워크 망의 논리적인 링크를 도시한 것이다.
- <5> 도 5은 본 발명에 따른 다른 트리 구조를 가지는 지그비 네트워크 망을 도시한 것이다.
- <6> 도 6은 본 발명에 따른 라우팅 디스커버리에 적용되는 네트워크 망을 도시한 것이다.
- <7> 도 7은 도 1의 부모 노드가 자식 노드에 주소 할당시 전송하는 정보를 도시한 것이다.
- <8> 도 8a는 도 1의 부모 노드와 자식 노드의 슈퍼프레임의 타임 포지션을 도시한 것이다.
- <9> 도 8b는 도 1의 자식 노드에 전송된 정보 형식을 도시한 것이다.
- <10> 도 9a 내지 도 9c는 도 1의 목적지 노드와 루트 노드를 공유하는 노드의 정보를 연산하는 과정을 도시한 것이다.
- <11> 도 10은 도 1의 지그비 네트워크의 비콘 전송 스케줄 구조를 도시한 것이다.
- <12> 도 11a는 본 발명의 일 실시예에 따른 지그비 네트워크 망의 각 노드의 타임 포지션을 도시한 것이다.
- <13> 도 11b는 본 발명의 다른 실시예에 따른 지그비 네트워크 망의 각 노드의 타임 포지션을 도시한 것이다.

도면

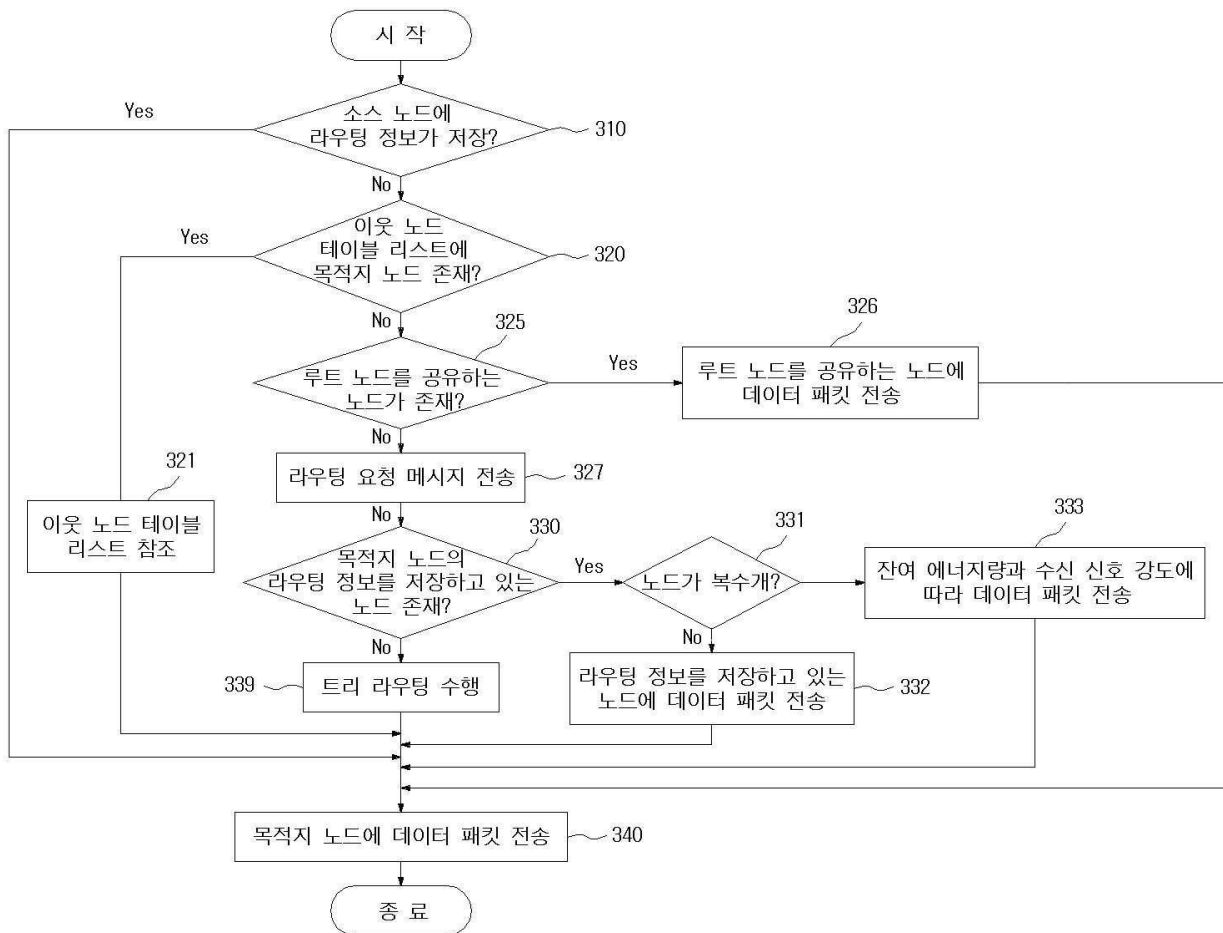
도면1



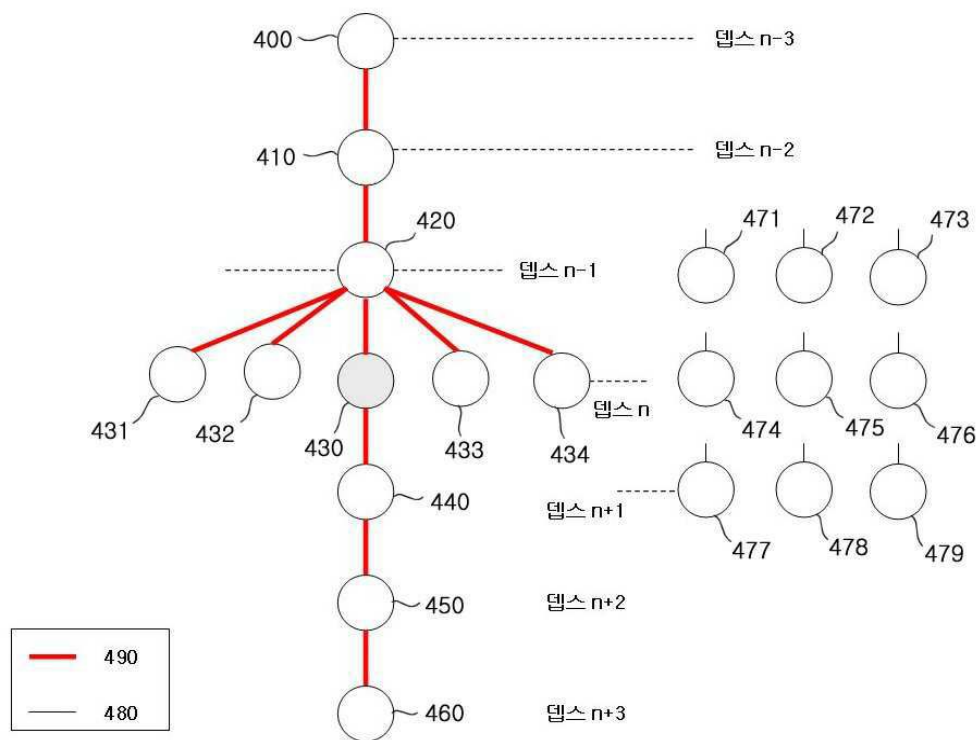
도면2



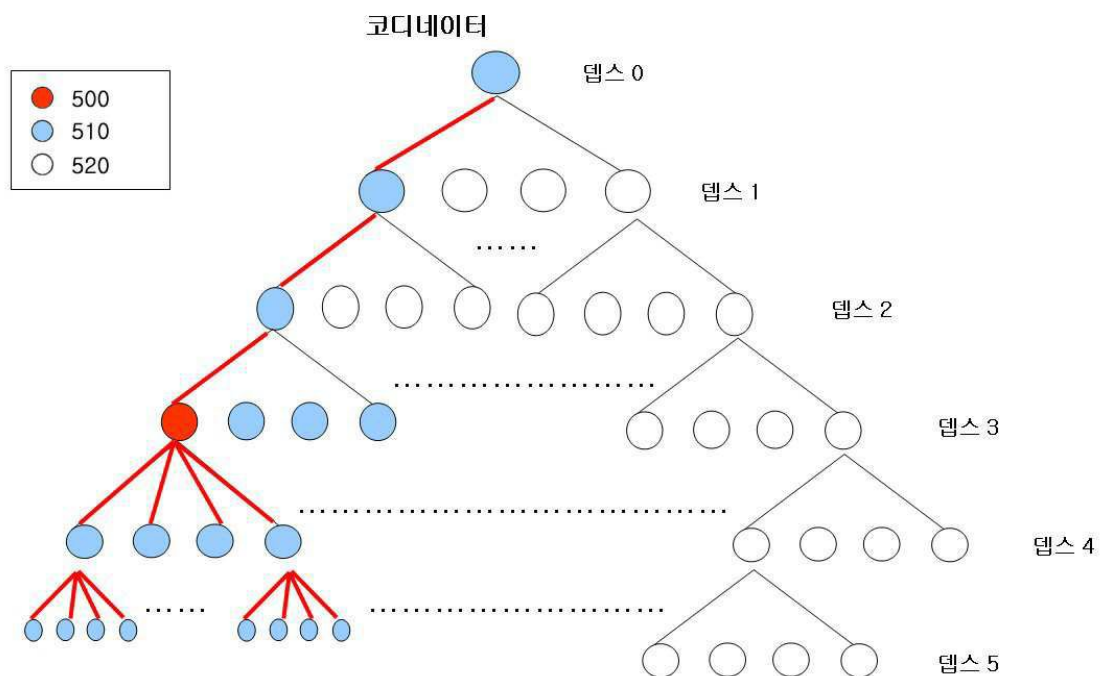
도면3



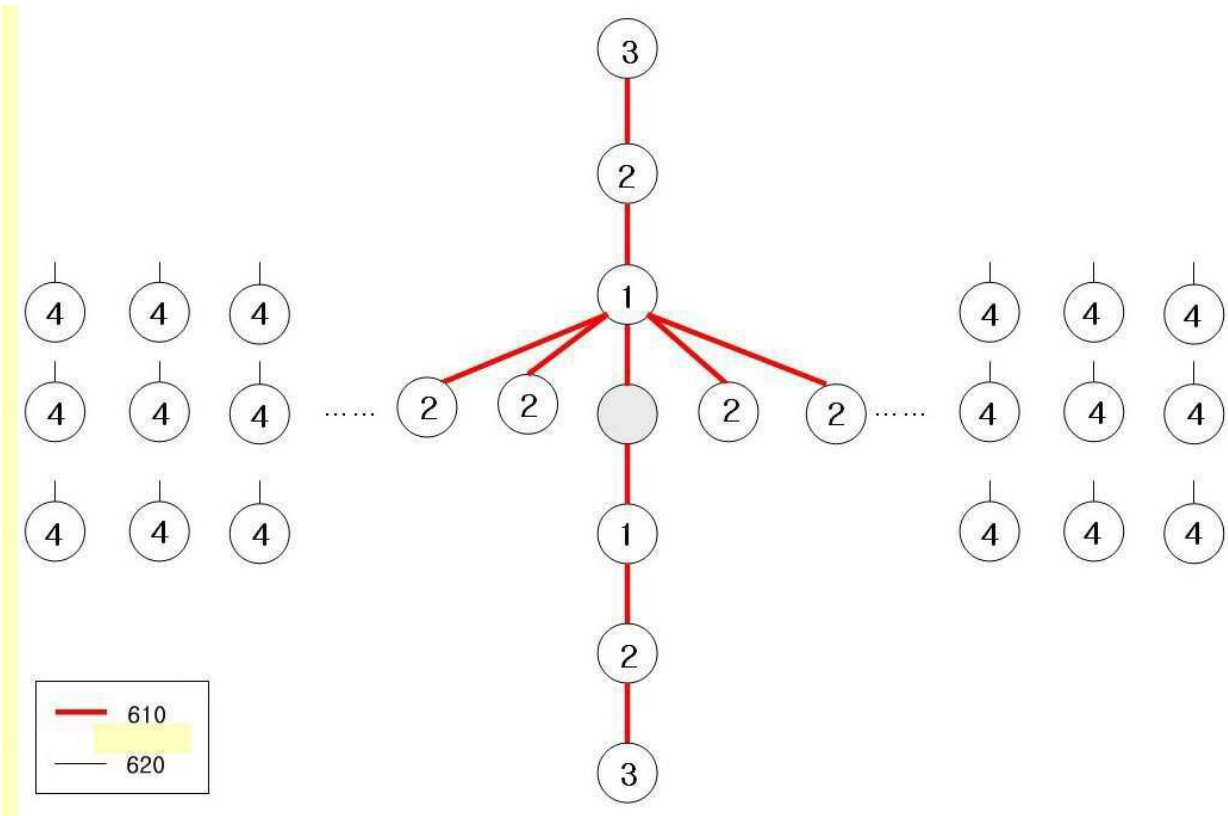
도면4



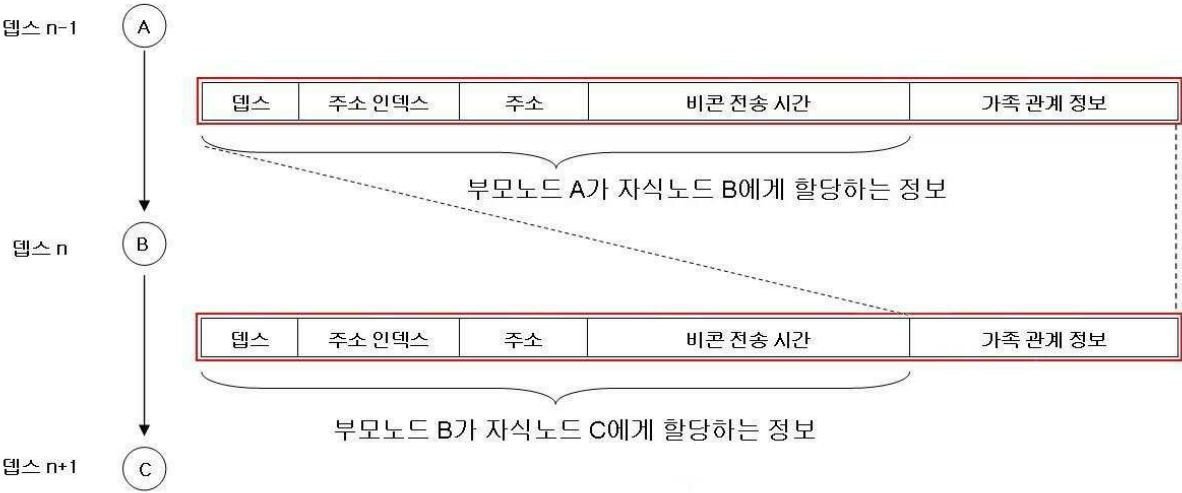
도면5



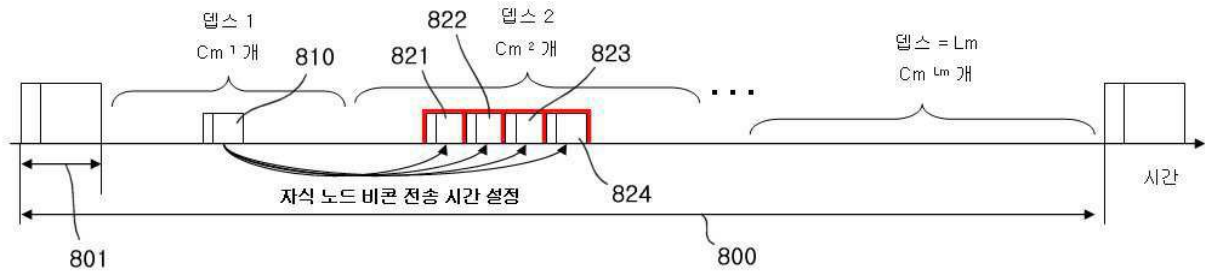
도면6



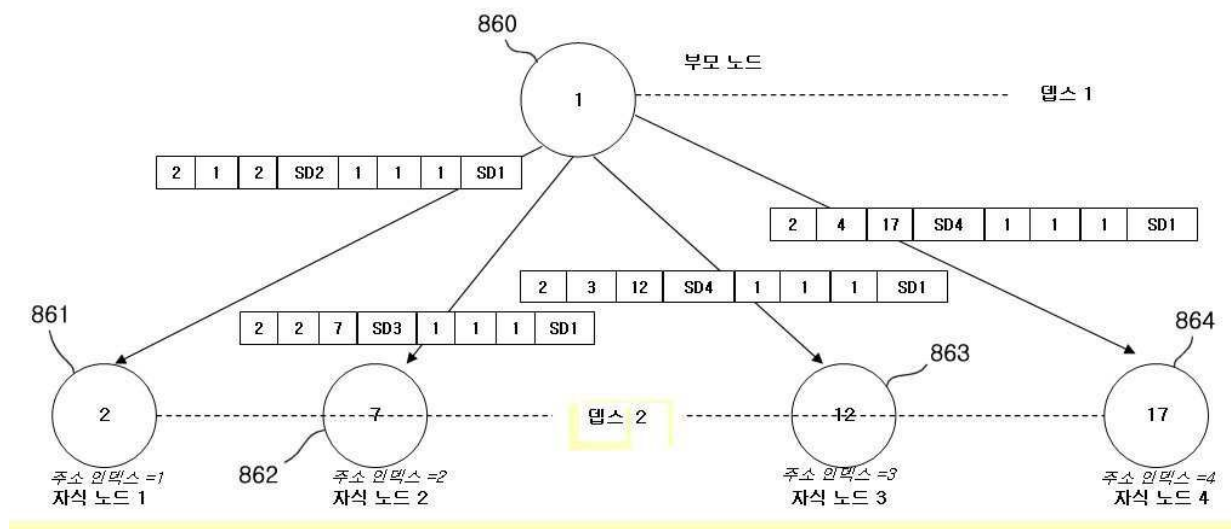
도면7



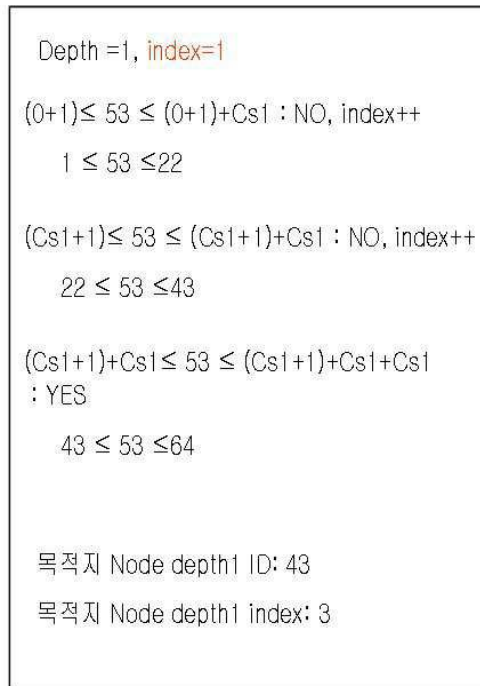
도면8a



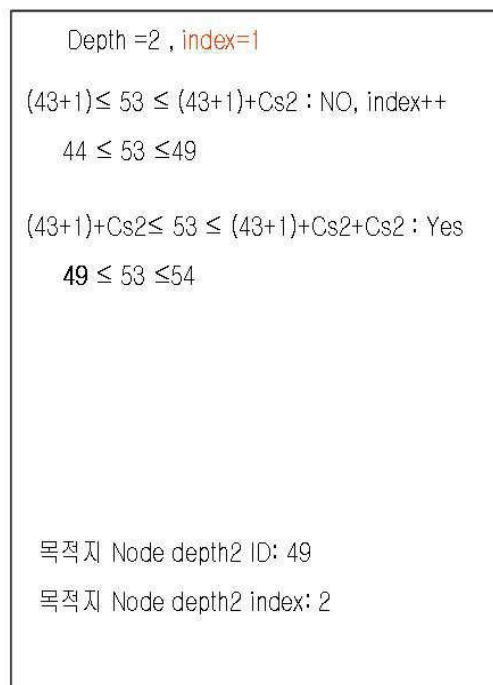
도면8b



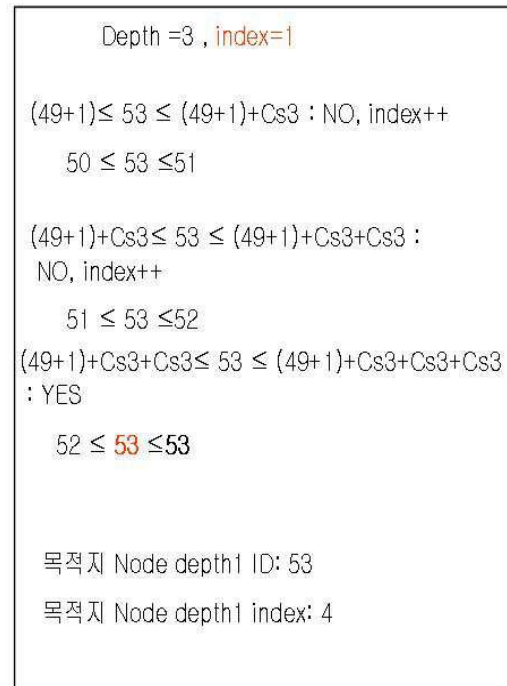
도면9a



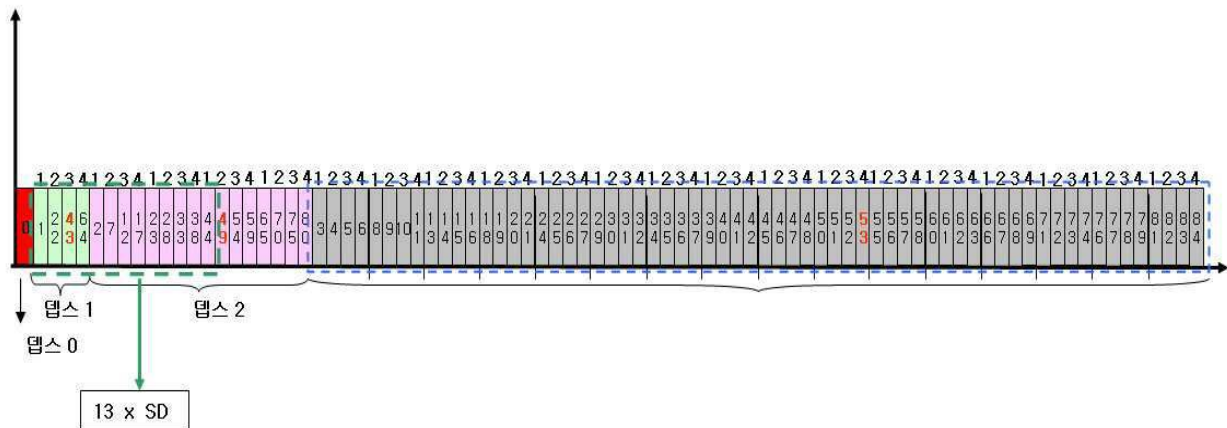
도면9b



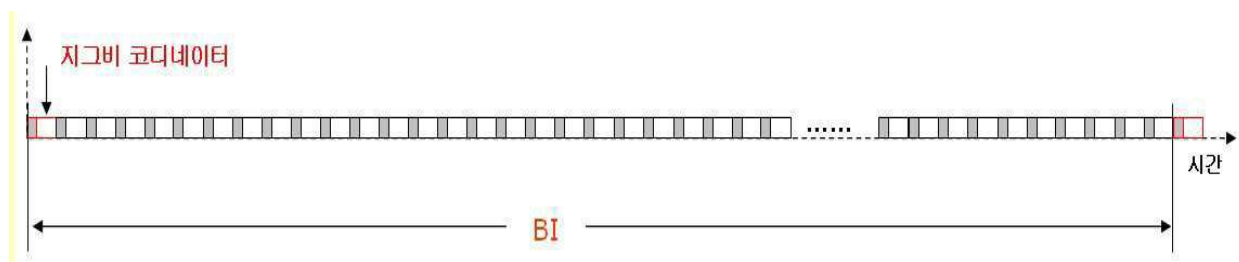
도면9c



도면10



도면11a



도면11b

