



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(11) 공개번호 10-2022-0158352
(43) 공개일자 2022년12월01일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)

H04W 74/04 (2019.01) H04W 4/70 (2018.01)
H04W 72/04 (2009.01) H04W 74/02 (2009.01)

(52) CPC특허분류

H04W 74/04 (2019.01)
H04W 4/70 (2018.02)

(21) 출원번호 10-2021-0066001

(22) 출원일자 2021년05월24일

심사청구일자 2021년05월24일

(71) 출원인

한림대학교 산학협력단

강원도 춘천시 한림대학길 1, 한림대학교(옥천동)

(72) 발명자

김의직

강원도 춘천시 지석로 29, 516동 1303호 (석사동, 휴먼타운아파트)

박재훈

강원도 춘천시 동면 춘천순환로 446-13

권정혁

강원도 춘천시 남춘로5번길 14-1, 301호(퇴계동)

(74) 대리인

김남혁

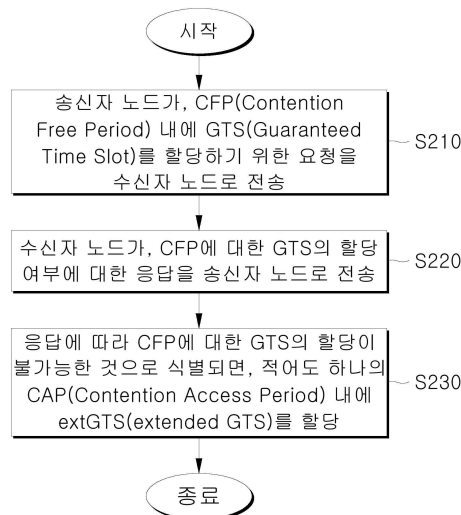
전체 청구항 수 : 총 10 항

(54) 발명의 명칭 트래픽 부하에 따라 GTS를 할당하는 DSME 멀티 슈퍼프레임 슬롯 스케줄링 방법

(57) 요약

트래픽 부하 요구에 따라 노드가 다중 슈퍼 프레임의 CAP(Contention Access Period)를 extCFP(extended Contention Free Period)로 또는 그 반대로 분산 방식으로 변경할 수 있는 IEEE 802.15.4 DSME MAC 용 TaCFPext 프로토콜을 이용하는 노드 및 시스템이 개시된다.

대표도 - 도2



(52) CPC특허분류

H04W 72/0406 (2022.01)

H04W 72/0446 (2013.01)

H04W 72/0486 (2013.01)

H04W 74/02 (2013.01)

이 발명을 지원한 국가연구개발사업

과제고유번호 1345312083

과제번호 2019R1I1A1A01059787

부처명 교육부

과제관리(전문)기관명 한국연구재단

연구사업명 창의도전연구기반지원

연구과제명 전원 무구속 사물인터넷을 위한 저전력 고효율 무선 정보 및 전력 동시전송 프레임

워크 개발

기 여 율 1/1

과제수행기관명 한림대학교 산학협력단

연구기간 2019.06.01 ~ 2022.05.31

명세서

청구범위

청구항 1

DSME(Deterministic and Synchronous Multichannel Extension) 네트워크로 구성된 시스템의 슬롯 스케줄링 방법에 있어서,

송신자 노드가, CFP(Contention Free Period) 내에 GTS(Guaranteed Time Slot)를 할당하기 위한 요청을 수신자 노드로 전송하는 단계;

상기 수신자 노드가, 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당 여부에 대한 응답을 상기 송신자 노드로 전송하는 단계; 및

상기 응답에 따라 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당이 불가능한 것으로 식별되면, 적어도 하나의 CAP(Contention Access Period) 내에 extGTS(extended GTS)를 할당하는 단계;를 포함하는, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 2

제1항에 있어서,

상기 시스템의 슬롯 스케줄링 방법은,

상기 송신자 노드가, 상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임(multi-superframe)에 포함된 적어도 하나의 제1 CFP 내에 상기 GTS를 할당하기 위한 제1 요청을 상기 수신자 노드로 전송하는 단계; 및

상기 수신자 노드로부터 상기 제1 CFP에 대한 상기 GTS의 할당이 불가능함을 알리는 응답이 수신되면, 상기 송신자 노드가, 상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임에 포함된 적어도 하나의 제2 CFP 내에 상기 GTS를 할당하기 위한 제2 요청을 상기 수신자 노드로 전송하는 단계;를 포함하는, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 3

제1항에 있어서,

상기 extGTS를 할당하는 단계는,

상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임에 포함된 슈퍼 프레임의 수를 상기 요청에 포함된 SAB(Slot Allocation Bitmap) 서브 블록의 수로 나눈 횟수만큼 상기 송신자 노드의 요청 및 상기 수신자 노드의 응답이 각각 교환된 결과, 상기 다중 슈퍼 프레임을 구성하는 전체 CFP들에 대하여 상기 GTS의 할당이 불가능한 것으로 식별되는 경우, 적어도 하나의 CAP 내에 extGTS를 할당하는, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 4

제1항에 있어서,

상기 요청을 전송하는 단계는,

상기 송신자 노드가, 필요한 GTS의 수, 슈퍼 프레임, 슬롯, 및 SAB(Slot Allocation Bitmap) 서브 블록에 대한 정보를 포함하는 요청을 상기 수신자 노드로 전송하고,

상기 시스템의 슬롯 스케줄링 방법은,

상기 수신자 노드가, 상기 요청에 포함된 SAB 서브 블록을 상기 수신자 노드의 SAB 서브 블록과 비교하여, 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당 가능 여부를 결정하는 단계;를 더 포함하는, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 5

제1항에 있어서,

상기 시스템의 슬롯 스케줄링 방법은,

상기 송신자 노드 또는 상기 수신자 노드가, ACT(Allocation Counter Table)의 유힤 카운터(idle counter)를 기반으로 상기 extGTS에 대한 할당 해제를 수행하는 단계;를 더 포함하는, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 6

제5항에 있어서,

상기 CAP 내에 할당된 상기 extGTS의 할당 해제 조건에 해당하는 유힤 카운터의 제1 임계치는, 상기 CFP 내에 할당된 GTS의 할당 해제 조건에 해당하는 유힤 카운터의 제2 임계치보다 작은, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 7

제1항에 있어서,

상기 CAP 내에 상기 extGTS를 할당하는 단계는,

상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임 내에서 extCFP로 변경될 수 있는 적어도 하나의 CAP를 선택하는 단계; 및

상기 선택된 CAP 내에 extGTS를 할당하는 단계;를 포함하는, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 8

제7항에 있어서,

상기 CAP를 선택하는 단계는,

상기 다중 슈퍼 프레임 내에 상기 extGTS가 할당될 수 있는 extCFP가 존재하는 경우, 상기 extCFP를 선택하고,

상기 다중 슈퍼 프레임 내에 상기 extGTS가 할당될 수 있는 extCFP가 존재하지 않는 경우, 상기 다중 슈퍼 프레임 내에서 상기 extGTS가 할당될 수 있는 적어도 하나의 CAP를 선택하는, 시스템의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 9

DSME(Deterministic and Synchronous Multichannel Extension) 네트워크에 포함된 적어도 하나의 노드의 슬롯 스케줄링 방법에 있어서,

상기 노드가, CFP(Contention Free Period) 내에 GTS(Guaranteed Time Slot)를 할당하기 위한 요청을 다른 노드로 전송하는 단계;

상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당 여부에 대한 응답을 상기 다른 노드로부터 수신하는 단계; 및

상기 응답에 따라 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당이 불가능한 것으로 식별되면, 적어도 하나의 CAP(Contention Access Period) 내에 extGTS(extended GTS)를 할당하는 단계;를 포함하는, 노드의 슬롯 스케줄링 방법.

청구항 10

컴퓨터 판독 가능 기록 매체에 저장된 컴퓨터 프로그램에 있어서,

전자 장치의 프로세서에 의해 실행되어, 상기 전자 장치로 하여금, 제9항의 슬롯 스케줄링 방법을 수행하도록 하는, 컴퓨터 판독 가능 기록 매체에 저장된 컴퓨터 프로그램.

발명의 설명

기술 분야

[0001] 본 개시는, IWSNs(Industrial Wireless Sensor Networks)의 트래픽 부하에 따라 CFP(Contention Free Period)를 선택적으로 확장하는, DSME 멀티 슈퍼프레임 슬롯 스케줄링 방법에 관한 것이다.

배경 기술

- [0002] 산업용 무선 센서 네트워크(IWSN)는 산업용 사물 인터넷(IIoT) 프레임 워크의 핵심 구성 요소로, 환경 감지, 모니터링, 제어 및 자동화와 같은 다양한 산업 애플리케이션에 널리 채택될 수 있다. IWSN에서는 여러 센서와 액츄에이터가 서로 연결되어 IEEE 802.15.4, Wireless HART 및 ISA110.11a와 같은 산업용 무선 네트워크 기술을 통해 내부 상태 또는 외부 환경에서 데이터를 감지, 수집 및 전달한다. 다른 네트워크에 비해 IWSN은 대기 시간, 안정성 및 트래픽 적응성과 같은 산업 응용 프로그램에 의해 부과되는 중요한 성능을 필요로 한다. 최근 IEEE 802.15.4-2015 표준은 DSME(Deterministic and Synchronous Multichannel Extension) 및 TSCH(Time-Slotted Channel Hopping) MAC(Medium Access Control) 체계를 제공한다는 점에서 IWSN에 대한 사실상의 표준으로 간주되었다. 구체적으로, IEEE 802.15.4-2015 표준은 다중 채널 및 예정된 경합 없는 전송을 사용하여 확정적 지연 및 높은 신뢰성 성능을 보장하는 것을 목표로 한다.
- [0003] DSME 네트워크에서 노드는 다중 슈퍼 프레임(multi-superframe) 구조를 기반으로 데이터 통신을 수행한다. 도 3은 DSME 다중 슈퍼 프레임 구조의 예를 보여준다. 코디네이터 노드는 네트워크 동기화를 위해 주기적으로 EB(Enhanced Beacon)를 전송하며, 동일한 코디네이터 노드가 전송하는 연속된 두 EB 사이의 시간을 BI(Beacon Interval)라고 한다. BI는 여러 개의 다중 슈퍼 프레임으로 구성되며 각 다중 슈퍼 프레임에는 복수의 슈퍼 프레임이 포함된다. 각 슈퍼 프레임은 0에서 15까지 번호가 매겨진 16 개의 슬롯으로 나뉘며 비콘 프레임, CAP, 및 CFP로 구성된다. 비콘 프레임(즉, 슬롯 0)에서 코디네이터 노드는 EB를 전송한다. 비콘 프레임을 따라 시작하여 슬롯 9 이전에 끝나는 CAP에서 노드는 CSMA/CA를 사용하여 비주기적 트래픽 및 제어 패킷을 전송한다. CFP(예: 슬롯 9-15)에서 각 슬롯은 특정 송신자-수신자 쌍에 배타적으로 할당되는 GTS로 사용된다. GTS에서 노드는 TDMA(Time Division Multiple Access)를 사용하여 주기적인 트래픽을 전송한다. DSME 다중 슈퍼 프레임 구조는 구성 가능한 3 개의 MAC 매개 변수인 macSuperframeOrder(SO), macMultisuperframeOrder(MO) 및 macBeaconOrder(BO)로 정의되며, $0 \leq SO \leq MO \leq BO \leq 14$ 가 되도록 선택되고 다음을 결정한다. 관련 값:
- [0004] - Number of multi-superframes in a BI: $2^{(BO-MO)}$
- [0005] - Number of superframes in a multi-superframe: $2^{(MO-SO)}$
- [0006] - Superframe duration (SD) : $aBaseSuperframeDuration \times 2^{SO}$ symbols
- [0007] - Multi-superframe duration (MD) : $aBaseSuperframeDuration \times 2^{MO}$ symbols
- [0008] - Beacon interval (BI) : $aBaseSuperframeDuration \times 2^{BO}$ symbols
- [0009] 여기서 aBaseSuperframeDuration은 960 개 심볼의 상수 값이다. 또한 DSME는 CAP reduction 옵션을 사용할 수 있다. 도 4는 CAP reduction 옵션이 활성화된 DSME 다중 슈퍼 프레임 구조의 예를 보여준다. 도 4에서 볼 수 있듯이 CAP reduction 옵션이 활성화된 경우 각 멀티 슈퍼 프레임의 첫 번째 슈퍼 프레임에만 CAP가 포함되고 다른 슈퍼 프레임은 각각 15 개의 GTS를 포함하는 CFP로 사용된다.
- [0010] IEEE 802.15.4 표준은 DSME 네트워크를 위한 두 가지 채널 분산 방법, 즉 채널 호핑(channel hopping) 및 채널 적응(channel adaptation)을 정의한다. 채널 호핑에서 할당된 GTS는 사전 정의된 일련의 주파수 채널(즉, 호핑 시퀀스)을 호핑하여 외부 간섭의 영향을 부드럽게 한다. 채널 적응에서 송신자 노드는 현재 링크 품질에 대한 지식을 기반으로 단일 주파수 채널 또는 다른 주파수 채널의 GTS를 수신자 노드에 할당한다. 이후 할당된 GTS의 링크 품질이 저하될 경우 기존 GTS의 할당을 해제하고 링크 품질이 더 좋은 주파수 채널에 새로운 GTS를 할당하는 것이 좋다. 본 개시에서는, 채널 호핑을 기본 채널 분산 방법으로 간주한다. 일반적으로 기본 채널 분산 방법은 외부 간섭에 대한 견고성으로 인해 채널 적응보다 높은 신뢰성을 제공할 수 있기 때문이다.
- [0011] 채널 호핑에서 호핑 시퀀스는 모든 노드에서 동일하지만 각 노드는 다른 채널 주파수에서 호핑을 시작한다. 특히, 노드가 호핑을 시작하는 채널 주파수는 노드의 채널 오프셋에 의해 결정된다. 채널 오프셋은 노드가 네트워크에 가입할 때 선택되며 인접 노드는 동일한 채널 오프셋을 가지지 않는다. 그런 다음, 두 노드가 GTS를 통해 통신하기를 원할 때 송신자 및 수신자 노드는 수신자 노드의 채널 오프셋에 의해 결정된 채널 주파수를 사용한다. 특히 GTS 동안 사용되는 채널 주파수는 다음과 같이 유도된다.

수학식 1

[0012] $C = \text{macHoppingSequenceList}[m]$

[0013] $m = (i + j \times l + \text{macChannelOffset} + \text{macPanCoordinatorBsn}) \% \text{macHoppingSequenceLength}$

[0014] 여기서 $\text{macHoppingSequenceList}$ 는 호핑 시퀀스를 나타내고, $\text{macHoppingSequenceList}[m]$ 은 $\text{macHoppingSequenceList}$ 의 m 번째 채널 주파수 번호를 나타낸다. i 는 CFP의 슬롯 인덱스, j 는 BI에서 슈퍼 프레임의 인덱스를 의미하는 SD 인덱스, l 은 CFP의 슬롯 수, macChannelOffset 은 수신자 노드의 채널 오프셋, $\text{macPanCoordinatorBsn}$ 은 PAN 코디네이터가 보낸 EB의 시퀀스 번호이며, $\text{macHoppingSequenceLength}$ 는 호핑 시퀀스의 길이이다. 도 5는 채널 호핑에서 채널 스케줄링의 예를 보여준다. 도 5에서, 호핑 시퀀스는 [1, 2, 3, 4, 5, 6, 7]이고 두 노드는 각각 1과 3을 채널 오프셋으로 사용한다. 채널 오프셋 1을 사용하는 노드(Node 1)는 채널 주파수 1에서 호핑을 시작한다. 채널 오프셋 3을 사용하는 노드(Node 2)는 채널 주파수 3에서 호핑을 시작한다.

[0015] GTS를 할당하고 관리하기 위해 DSME 네트워크의 노드는 SAB(Slot Allocation Bitmap)과 ACT(Allocation Counter Table)의 두 가지 데이터 속성을 유지한다. SAB는 노드와 그 1-홉 이웃에 할당된 다중 슈퍼 프레임에 GTS의 상태를 저장하는 비트맵이다. 도 6은 채널 호핑에서 SAB 비트맵 형식을 보여준다. SAB는 다중 슈퍼 프레임의 슈퍼 프레임 수만큼 많은 SAB 서브 블록을 포함한다. 하나의 SAB 서브 블록은 CAP reduction 옵션이 비활성화된 경우 7 비트로 구성되고 활성화된 경우 15 비트로 구성된다. SAB 서브 블록에서 각 비트는 CFP의 한 슬롯이 이미 GTS로 사용되는지(즉, 1로 설정됨) 또는 사용 가능한지(즉, 0으로 설정됨) 여부를 나타낸다. 한편, ACT는 슈퍼 프레임 ID, 슬롯 ID, 채널 ID, 방향, 주소(address), 유희 카운터(idle counter) 등 할당된 GTS를 관리하기 위한 정보를 포함하는 데이터 테이블이다. 슈퍼 프레임 ID는 멀티 슈퍼 프레임에서 GTS가 할당되는 슈퍼 프레임의 인덱스이다. 슬롯 ID는 CFP에서 GTS로 사용되는 슬롯의 색인이다. 채널 ID는 수신자 노드의 채널 오프셋이다. 방향은 노드가 송신자(즉, TX)인지 수신자(즉, RX)인지를 지정한다. 주소는 방향이 RX인 경우 보낸 사람의 주소를 지정하고 TX인 경우 받는 사람의 주소를 지정한다. 유희 카운터는 GTS를 마지막으로 사용한 이후 유희 다중 슈퍼 프레임 수를 계산한다.

[0016] 도 7은 Node B가 Node C에 DSME GTS 요청(Request) 명령을 전송하여 GTS 할당을 요청하는 GTS 할당 절차를 보여준다. DSME GTS 요청 명령은 명령 유형(즉, 할당), 필요한 GTS 수, 선호하는 슈퍼 프레임, 선호하는 슬롯 및 SAB 서브 블록 등을 특정한다. DSME GTS 요청 명령을 수신한 Node C는 할당 정보(즉, SAB)를 수신된 DSME GTS 요청 명령의 SAB 서브 블록과 비교한다. 그런 다음, Node C는 GTS를 예약하고 GTS 할당 승인을 위한 DSME GTS 응답(Response) 명령을 브로드 캐스트 한다. DSME GTS 응답 명령에는 명령 유형, 요청 결과(즉, 승인), 송신자 노드 주소, 수신자 노드의 채널 오프셋, 새로 할당된 GTS를 나타내는 SAB 서브 블록이 포함된다. DSME GTS 응답 명령을 수신하면 Node B는 수신된 DSME GTS 응답 명령에 포함된 SAB 서브 블록을 사용하여 SAB 및 ACT를 업데이트한 다음 DSME GTS 알림(Notify) 명령을 브로드 캐스트 한다. DSME GTS 알림 명령은 송신자 주소를 제외하고 DSME GTS 응답에 포함된 정보를 포함한다. DSME GTS 알림의 주소는 수신자 노드의 주소를 나타낸다. DSME GTS 알림 명령을 수신하면 Node C는 SAB 및 ACT를 업데이트한다. 한편, Node B 또는 Node C의 1-홉 인접 노드인 Node A와 D는 각각 DSME GTS 응답 및 DSME GTS 알림 명령을 엿듣는다. 그런 다음 명령의 SAB 서브 블록을 ACT와 비교한다. 새로 할당된 GTS가 기존 GTS와 충돌하지 않는 경우 SAB를 업데이트한다. 그렇지 않으면 DSME Duplicated Allocation Notification 명령을 송신자 노드 또는 수신자 노드에 보내 새로 할당된 GTS가 유효하지 않으며 취소되어야 함을 알린다. 마찬가지로 GTS 할당 해제 절차는 DSME GTS 요청, DSME GTS 응답, DSME GTS 알림 명령을 교환하여 수행된다. GTS 할당 해제 절차는 할당된 GTS가 만료되면 송신자 노드와 수신자 노드 모두에 의해 시작된다. GTS의 만료는 ACT에서 유희 카운터를 확인하여 감지된다. 송신자 노드는 GTS에서 ACK 프레임이 수신되지 않은 경우 유희 카운터를 1씩 증가시킨다. 수신자 노드는 데이터 프레임이 GTS에 수신되지 않은 경우 유희 카운터를 1씩 증가시킨다. 송신자 또는 수신자 노드는 유희 카운터가 기본값인 7에 해당하는 $\text{macDsmeGtsExpirationTime}$ 보다 클 때 GTS가 만료되었음을 확인한다.

[0017] DSME와 TSCH는 서로 다른 트래픽 상황에서 장점이 있다. 특히, DSME는 CAP(Contention Access Period) 구간에서 CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision avoidance) 방식으로 슬롯 스케줄링을 지원하여 높은 확장성을 제공하므로 동적 트래픽 조건에서도 견고하다. 반면에, TSCH는 슬롯 스케줄링의 많은 부분이 상위

계층, 즉 IETF 6TiSCH에 남아 있기 때문에 정적 트래픽 조건에 적합하다. 따라서 DSME는 IWSN의 트래픽 적응성 요구 사항을 충족하는 유망한 MAC 솔루션이 될 수 있다.

[0018] 그러나 DSME는 IWSN의 매우 다양한 트래픽 부하 환경에서 비효율적인 문제를 겪을 수 있다. DSME는 복수의 슈퍼 프레임으로 구성된 다중 슈퍼 프레임 구조를 사용하며, 각 슈퍼 프레임은 고정된 CAP 비율과 여러 MAC 매개 변수에 의해 결정되는 CFP(Contention Free Period)로 구분된다. CAP에서 노드는 경쟁 기반 CSMA/CA를 사용하여 GTS(Guaranteed Time Slot)를 할당하기 위해 제어 패킷을 교환한다. 그런 다음 CFP에서 노드는 할당된 GTS를 사용하여 데이터 패킷을 전송한다. 트래픽 부하가 많을 때 현재 다중 슈퍼 프레임의 CFP에 새 GTS를 할당할 공간이 없는 경우 노드는 다음 다중 슈퍼 프레임으로 보낼 수 없는 데이터 패킷을 지연하거나 드롭해야 한다. 또한 나머지 CAP를 사용하지 않기 때문에 대역폭 낭비가 발생한다. DSME는 노드가 멀티 슈퍼 프레임의 첫 번째 슈퍼 프레임을 제외한 나머지 슈퍼 프레임의 CAP를 CFP로 변경하여 추가 GTS 할당을 허용하는 CAP reduction 옵션을 활성화할 수 있다. 그러나 이러한 CAP reduction 옵션은 네트워크 시작 시에 활성화되어야 하며 트래픽 부하가 다시 감소하더라도 CAP reduction 옵션은 다시 비활성화될 수 없다. 결국, CAP 부족으로 인해 새 데이터 패킷에 대한 슬롯 스케줄링이 방해받는 문제도 있다.

[0019] 따라서, DSME 네트워크의 트래픽 부하 변화에 대한 적응성을 향상시키기 위해 많은 연구가 수행되었다. Kauer et al(2016)은 무선 멀티-홉 DSME를 위한 분산 슬롯 스케줄링 방법을 제안하였다. 노드들은 각 통신 링크에 주입될 트래픽의 양을 미리 예측하고 그에 따라 GTS를 할당 또는 할당 해제한다. Lee et al(2016)은 DSME에서 노드 이동을 위한 슬롯 스케줄링 방법을 제안했다. 여기서, 노드들은 할당된 GTS 목록, 전송할 패킷 수와 같은 슬롯 할당 정보를 코디네이터에게 주기적으로 전송한다. 코디네이터는 해당 정보를 사용하여 이동된 노드에 할당된 GTS를 다른 노드에 재 할당한다. Battaglia et al(2020)은 멀티 슈퍼 프레임의 길이보다 긴 주기를 갖는 하나 이상의 주기적 트래픽에 중복 할당될 수 있는 DSME 네트워크를 위한 공유 가능 GTS 개념을 제안하여 CFP의 유용성을 향상시켰다. 그러나 이러한 연구는 일반적으로 DSME 표준의 고정된 다중 슈퍼 프레임 구조를 사용하기 때문에 매우 다양한 트래픽 부하에 적응하기 어렵다.

[0020] 이 문제를 해결하기 위해 트래픽 부하 변화에 따른 DSME 멀티 슈퍼 프레임 구조의 동적 조정을 고려한 연구들이 수행되었다. Sahoo et al(2017)은 DSME 네트워크에서 재전송 지연을 줄이기 위한 동적 GTS 할당 방법을 제안했다. 여기서, 코디네이터는 그룹 ACK(acknowledgement)를 포함하는 비콘을 통해 하나의 슈퍼 프레임의 CFP에서 GTS의 각 전송이 성공했는지 실패했는지를 인식한다. 그런 다음, 다음 슈퍼 프레임이 시작될 때 재전송을 위해 실패한 전송 수만큼 CAP의 슬롯을 사용한다. Kurunathan et al(2019)은 DSME 네트워크에서 더 나은 서비스 품질(QoS)을 제공하기 위해 동적 다중 슈퍼 프레임 튜닝 방법을 제안했다. 여기서, 코디네이터는 노드 목록 및 GTS 할당 상태와 같은 네트워크 정보를 유지한다. 코디네이터는 이 정보를 사용하여 네트워크에 필요한 GTS 수를 계산하고 이를 통해 CAP reduction 옵션을 전환하고 다중 슈퍼 프레임의 길이를 조정한다. 그러나 이러한 연구들은 노드가 동일한 양의 트래픽을 지속적으로 전송한다고 가정한 것이다. 이러한 접근 방식은 각 노드가 전송하는 트래픽의 양이 변하더라도 다중 슈퍼 프레임 구조를 변경할 수 없다는 단점이 있다.

발명의 내용

해결하려는 과제

[0021] 본 개시는, 노드 쌍 간의 GTS 할당 요청 및 응답에 따라 파악되는 트래픽 부하 요구에 따라, 다중 슈퍼 프레임의 CAP를 extCFP로 변경하여 extGTS를 할당하는 TaCFPext 프로토콜을 이용하는, 노드 내지는 시스템을 제공한다.

과제의 해결 수단

[0022] 본 개시의 일 실시 예에 따라 DSME(Deterministic and Synchronous Multichannel Extension) 네트워크로 구성된 시스템의 슬롯 스케줄링 방법은, 송신자 노드가, CFP(Contention Free Period) 내에 GTS(Guaranteed Time Slot)를 할당하기 위한 요청을 수신자 노드로 전송하는 단계, 상기 수신자 노드가, 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당 여부에 대한 응답을 상기 송신자 노드로 전송하는 단계, 상기 응답에 따라 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당이 불가능한 것으로 식별되면, 적어도 하나의 CAP(Contention Access Period) 내에 extGTS(extended GTS)를 할당하는 단계를 포함한다.

[0023] 상기 시스템의 슬롯 스케줄링 방법은, 상기 송신자 노드가, 상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임(multi-superframe)에 포함된 적어도 하나의 제1 CFP 내에 상기 GTS를 할당하기 위한 제1 요청을 상기 수신자 노드로

전송하는 단계, 상기 수신자 노드로부터 상기 제1 CFP에 대한 상기 GTS의 할당이 불가능함을 알리는 응답이 수신되면, 상기 송신자 노드가, 상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임에 포함된 적어도 하나의 제2 CFP 내에 상기 GTS를 할당하기 위한 제2 요청을 상기 수신자 노드로 전송하는 단계를 포함할 수 있다.

[0024] 상기 extGTS를 할당하는 단계는, 상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임에 포함된 슈퍼 프레임의 수를 상기 요청에 포함된 SAB(Slot Allocation Bitmap) 서브 블록의 수로 나눈 몫만큼 상기 송신자 노드의 요청 및 상기 수신자 노드의 응답이 각각 교환된 결과, 상기 다중 슈퍼 프레임을 구성하는 전체 CFP들에 대하여 상기 GTS의 할당이 불가능한 것으로 식별되는 경우, 적어도 하나의 CAP 내에 extGTS를 할당할 수 있다.

[0025] 상기 요청을 전송하는 단계는, 상기 송신자 노드가, 필요한 GTS의 수, 슈퍼 프레임, 슬롯, 및 SAB(Slot Allocation Bitmap) 서브 블록에 대한 정보를 포함하는 요청을 상기 수신자 노드로 전송할 수 있다. 그리고, 상기 시스템의 슬롯 스케줄링 방법은, 상기 수신자 노드가, 상기 요청에 포함된 SAB 서브 블록을 상기 수신자 노드의 SAB 서브 블록과 비교하여, 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당 가능 여부를 결정하는 단계를 더 포함할 수 있다.

[0026] 한편, 상기 시스템의 슬롯 스케줄링 방법은, 상기 송신자 노드 또는 상기 수신자 노드가, ACT(Allocation Counter Table)의 유휴 카운터(idle counter)를 기반으로 상기 extGTS에 대한 할당 해제를 수행하는 단계를 더 포함할 수 있다.

[0027] 이 경우, 상기 CAP 내에 할당된 상기 extGTS의 할당 해제 조건에 해당하는 상기 유휴 카운터의 제1 임계치는, 상기 CFP 내에 할당된 GTS의 할당 해제 조건에 해당하는 유휴 카운터의 제2 임계치보다 작을 수 있다.

[0028] 한편, 상기 CAP 내에 상기 extGTS를 할당하는 단계는, 상기 DSME 네트워크의 다중 슈퍼 프레임 내에서 extCFP로 변경될 수 있는 적어도 하나의 CAP를 선택하는 단계, 상기 선택된 CAP 내에 extGTS를 할당하는 단계를 포함할 수 있다.

[0029] 이 경우, 상기 CAP를 선택하는 단계는, 상기 다중 슈퍼 프레임 내에 상기 extGTS가 할당될 수 있는 extCFP가 기존에 존재하는 경우, 상기 extCFP를 선택하고, 상기 다중 슈퍼 프레임 내에 상기 extGTS가 할당될 수 있는 extCFP가 기존에 존재하지 않는 경우, 상기 다중 슈퍼 프레임 내에서 상기 extGTS가 할당될 수 있는 적어도 하나의 CAP를 선택할 수 있다.

[0030] 본 개시의 일 실시 예에 따라 DSME(Deterministic and Synchronous Multichannel Extension) 네트워크에 포함된 적어도 하나의 노드의 슬롯 스케줄링 방법은, 상기 노드가, CFP(Contention Free Period) 내에 GTS(Guaranteed Time Slot)를 할당하기 위한 요청을 다른 노드로 전송하는 단계, 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당 여부에 대한 응답을 상기 다른 노드로부터 수신하는 단계, 상기 응답에 따라 상기 CFP에 대한 상기 GTS의 할당이 불가능한 것으로 식별되면, 적어도 하나의 CAP(Contention Access Period) 내에 extGTS(extended GTS)를 할당하는 단계를 포함한다.

발명의 효과

[0031] 본 개시에 따른 노드/시스템의 슬롯 스케줄링 방법은, 트래픽 부하가 과부하인 경우 선택적으로 TaCFPext 프로토콜을 활성화하여 통신 효율을 증대시키는 효과가 있다.

[0032] 본 개시에 따라 TaCFPext 프로토콜을 이용하는 시스템은, 기존의 DSME 방식과 비교했을 때 총 처리량, 평균 지연 등의 측면에서 더욱 뛰어난 성능을 보여준다.

도면의 간단한 설명

[0033] 도 1은 본 개시의 일 실시 예에 따른 시스템의 구성을 설명하기 위한 도면,

도 2는 본 개시의 일 실시 예에 따라 한 쌍 이상의 노드를 포함하는 시스템의 슬롯 스케줄링 방법을 설명하기 위한 흐름도,

도 3 내지 도 7은 기존의 DSME 네트워크의 멀티 슈퍼 프레임 구성 내지는 동작을 설명하기 위한 도면들,

도 8은 본 개시의 일 실시 예에 따른 시스템의 전체 동작을 설명하기 위한 도면,

도 9는 본 개시의 일 실시 예에 따라 슬롯 스케줄링에 이용되는 taSAB의 구성을 설명하기 위한 도면,

도 10은 본 개시의 일 실시 예에 따라 슬롯 스케줄링에 이용되는 CCB(Changeable CAP Bitmap)의 구성을 설명하

기 위한 도면,

도 11은 본 개시의 일 실시 예에 따라 네트워크 내에 포함된 40 개 노드들의 분포를 예시적으로 설명하기 위한 도면, 그리고

도 12 내지 도 23은 기존의 DSME 방식들과 비교했을 때 TaCFPext 프로토콜의 효과를 설명하기 위한 도면들이다.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

- [0034] 본 개시에 대하여 구체적으로 설명하기에 앞서, 본 명세서 및 도면의 기재 방법에 대하여 설명한다.
- [0035] 먼저, 본 명세서 및 청구범위에서 사용되는 용어는 본 개시의 다양한 실시 예들에서의 기능을 고려하여 일반적인 용어들을 선택하였다. 하지만, 이러한 용어들은 당해 기술 분야에 종사하는 기술자의 의도나 법률적 또는 기술적 해석 및 새로운 기술의 출현 등에 따라 달라질 수 있다. 또한, 일부 용어는 출원인이 임의로 선정한 용어도 있다. 이러한 용어에 대해서는 본 명세서에서 정의된 의미로 해석될 수 있으며, 구체적인 용어 정의가 없으면 본 명세서의 전반적인 내용 및 당해 기술 분야의 통상적인 기술 상식을 토대로 해석될 수도 있다.
- [0036] 또한, 본 명세서에 첨부된 각 도면에 기재된 동일한 참조번호 또는 부호는 실질적으로 동일한 기능을 수행하는 부품 또는 구성요소를 나타낸다. 설명 및 이해의 편의를 위해서 서로 다른 실시 예들에서도 동일한 참조번호 또는 부호를 사용하여 설명한다. 즉, 복수의 도면에서 동일한 참조 번호를 가지는 구성요소가 모두 도시되어 있다고 하더라도, 복수의 도면들이 하나의 실시 예를 의미하는 것은 아니다.
- [0037] 또한, 본 명세서 및 청구범위에서는 구성요소들 간의 구별을 위하여 "제1", "제2" 등과 같이 서수를 포함하는 용어가 사용될 수 있다. 이러한 서수는 동일 또는 유사한 구성요소들을 서로 구별하기 위하여 사용하는 것이며 이러한 서수 사용으로 인하여 용어의 의미가 한정 해석되어서는 안 된다. 일 예로, 이러한 서수와 결합된 구성요소는 그 숫자에 의해 사용 순서나 배치 순서 등이 제한되어서는 안 된다. 필요에 따라서는, 각 서수들은 서로 교체되어 사용될 수도 있다.
- [0038] 본 명세서에서 단수의 표현은 문맥상 명백하게 다르게 뜻하지 않는 한, 복수의 표현을 포함한다. 본 출원에서, "포함하다" 또는 "구성되다" 등의 용어는 명세서상에 기재된 특징, 숫자, 단계, 동작, 구성요소, 부품 또는 이들을 조합한 것이 존재함을 지정하려는 것이지, 하나 또는 그 이상의 다른 특징들이나 숫자, 단계, 동작, 구성요소, 부품 또는 이들을 조합한 것들의 존재 또는 부가 가능성을 미리 배제하지 않는 것으로 이해되어야 한다.
- [0039] 본 개시의 실시 예에서 "모듈", "유닛", "부(part)" 등과 같은 용어는 적어도 하나의 기능이나 동작을 수행하는 구성요소를 지칭하기 위한 용어이며, 이러한 구성요소는 하드웨어 또는 소프트웨어로 구현되거나 하드웨어 및 소프트웨어의 결합으로 구현될 수 있다. 또한, 복수의 "모듈", "유닛", "부(part)" 등은 각각이 개별적인 특정한 하드웨어로 구현될 필요가 있는 경우를 제외하고는, 적어도 하나의 모듈이나 칩으로 일체화되어 적어도 하나의 프로세서로 구현될 수 있다.
- [0040] 또한, 본 개시의 실시 예에서, 어떤 부분이 다른 부분과 연결되어 있다고 할 때, 이는 직접적인 연결뿐만 아니라, 다른 매체를 통한 간접적인 연결의 경우도 포함한다. 또한, 어떤 부분이 어떤 구성요소를 포함한다는 의미는, 특별히 반대되는 기재가 없는 한 다른 구성요소를 제외하는 것이 아니라 다른 구성요소를 더 포함할 수 있는 것을 의미한다.
- [0041] 본 개시는, 지속적으로 변화하는 트래픽 부하에 따라 각 노드가 분산 방식으로 시간 및 주파수 슬롯을 적응적으로 예약할 수 있도록 하는 TaCFPext 프로토콜, 및 TaCFPext를 이용하는 노드 및 시스템에 대해 설명한다.
- [0042] 여기서, 시스템은, 서로 직/간접적으로 통신을 수행할 수 있는 복수의 노드를 포함할 수 있다. 예를 들어, 도 1을 참조하면, 시스템은 DSME 네트워크(10)를 통해 선택적으로 연결된 복수의 노드를 포함할 수 있다.
- [0043] 각 노드는, 센서 장치, 제어 장치, 모니터링 장치, 중계 장치, 관리 장치, 서버 장치, 고객 장치 등에 해당할 수 있으며, 이 밖에도 산업용 무선 센서 네트워크를 구성하는 다양한 종류의 전자 장치에 해당할 수 있다. 한편, 노드는 가상의 네트워크 지점으로 정의된 가상의 개체에 해당할 수도 있다.
- [0044] TaCFPext에서 노드는 높은 트래픽 부하 조건으로 인해 현재 다중 슈퍼 프레임의 CFP 내에서 데이터 패킷을 교환하기 위해 더 이상 GTS를 할당할 수 없을 때 일시적으로 CAP를 extCFP로 사용한다. 그런 다음, 트래픽 부하가 다시 감소하면 extCFP가 CAP로 돌아간다. 도 8은 TaCFPext에 따른 각 노드의 전반적인 동작을 보여준다. 노드가 현재 다중 슈퍼 프레임의 CFP에 GTS를 할당할 공간이 충분하지 않다고 판단하면 TaCFPext 동작이 활성화되어 CFP를 확장한다. 도 8의 (a)에서 Node B는 DSME GTS 요청 명령을 전송하여 Node C와 통신할 GTS 할당을 시도하

지만 연속 3회 실패한다. Node B는 현재 다중 슈퍼 프레임의 CFP에 GTS를 할당할 공간이 없다고 가정하고 1)변경 가능한 CAP 선택 및 2)extGTS 할당의 두 가지 절차로 구성된 TaCFPext를 실행한다. 변경 가능한 CAP 선택 절차에서 노드는 extCFP를 사용해야 하는지 확인하고, 그렇다면 다중 슈퍼 프레임에서 extCFP로 변경할 CAP를 선택한다. 새로운 extGTS를 위한 충분한 슬롯이 있는 현재 멀티 슈퍼 프레임에 이미 extCFP가 있는 경우 노드는 다음 절차로 진행하여 할당한다. 그렇지 않으면 노드는 첫 번째 슈퍼 프레임의 CAP를 제외한 CAP 중 하나를 선택하여 extCFP로 사용한다. 첫 번째 슈퍼 프레임의 CAP는 DSME 네트워크의 노드에 대한 공통 CAP를 보장하기 위해 extCFP로 사용되지 않는다. 도 8의 (b)에서 Node B는 먼저 현재 멀티 슈퍼 프레임에 새로운 extGTS를 위한 충분한 슬롯을 가진 extCFP가 있는지 확인한 다음 두 번째 슈퍼 프레임의 CAP를 변경 가능한 CAP로 선택하여 extGTS 할당 절차를 통해 extGTS를 할당할 수 있다.

[0045] extGTS 할당 절차에서, 노드는, CAP 및 extCFP에 할당 정보를 표현하기 위해, taSAB(traffic-adaptive SAB)의 서브 블록을 포함하는 DSME extGTS 요청(Request), DSME extGTS 응답(Response) 및 DSME extGTS 알림(Notify) 명령을 순차적으로 교환하여, 선택된 '변경 가능한 CAP'(changeable CAP)에서 extGTS를 할당 받는다. 도 8의 (c)에서 Node B는 DSME extGTS 요청 명령을 Node C로 전송하여 extGTS 할당 절차를 시작한다. DSME extGTS 요청 명령은 두 번째 슈퍼 프레임에서 CAP의 할당 정보를 표현하기 위한 taSAB 서브 블록을 포함한다. DSME extGTS 요청 명령을 수신한 Node C는 DSME extGTS 요청 명령에서 할당 정보와 taSAB 서브 블록을 비교한다. 두 노드의 두 번째 슈퍼 프레임의 CAP에 새로운 extGTS를 위한 슬롯이 충분한 지 확인한 후 Node C는 extGTS 할당을 결정하고 새로운 extGTS를 나타내는 taSAB 서브 블록이 포함된 DSME extGTS 응답 명령으로 응답한다. DSME extGTS 응답 명령을 수신하는 Node B는 새로운 extGTS를 저장하기 위해 taSAB 및 taACT(traffic-adaptive ACT)를 업데이트한 다음 DSME extGTS 알림 명령을 Node C로 보낸다. DSME extGTS 알림 명령에는 새로운 extGTS를 나타내는 DSME extGTS 응답 명령과 동일한 taSAB 서브 블록이 포함된다. DSME extGTS 알림 명령을 수신하면 Node C는 taSAB 및 taACT를 업데이트한다. 한편, Node A와 D는 DSME extGTS 응답 및 DSME extGTS 알림 명령을 우연히 듣고 taSAB를 업데이트하여 CAP 및 extCFP의 할당 정보를 최신 상태로 유지한다. taACT 및 taSAB를 업데이트한 후 Node A, B, C 및 D는 업데이트 된 taACT 및 taSAB를 사용하여 다중 슈퍼 프레임 구조를 업데이트한다.

[0046] DSME 네트워크의 노드는 TaCFPext 동작의 결과로 다른 다중 슈퍼 프레임 구조를 가질 수 있다. 한 쌍의 노드가 특정 슈퍼 프레임의 CAP를 extCFP로 사용하는 경우 해당 1-홉 인접 노드는 extCFP 동안 CAP을 LOP(Listen Only Period)으로 지정한다. extCFP에서 할당된 extGTS는 제어 채널을 제외한 모든 다중 채널을 호핑한다. LOP에서 노드(즉, 도 8의 (d)의 Node A 및 Node D)는 단순히 제어 채널을 청취하여 이웃(즉, 도 8의 (d)의 Node B 및 Node C)의 extCFP 내 충돌-자유(contention-free) 전송을 확인한다. 그리고, 다른 노드에서 DSME extGTS 응답 또는 DSME extGTS 알림 명령을 수신하면, 해당 노드는 다중 슈퍼 프레임 내 스스로의 할당 정보를 업데이트한다.

[0047] 앞서 언급했듯이 TaCFPext는 현재 다중 슈퍼 프레임의 CFP에 추가 GTS를 할당할 공간이 없는 높은 트래픽 부하 조건에서 시작된다. 따라서 DSME 네트워크의 노드는 TaCFPext 동작이 시작되기 전에 먼저 이러한 높은 트래픽 부하 상태를 분산 방식으로 인식해야 한다.

[0048] 일 실시 예로, 한 쌍의 노드가 DSME GTS 요청 및 DSME GTS 응답 명령을 교환하여 GTS를 할당할 때 SAB를 비교하여 서로 간의 CFP 가용성을 확인한다.

[0049] 구체적으로, 도 2를 참조하면, 송신자 노드(ex. node B)가, CFP(Contention Free Period) 내에 GTS(Guaranteed Time Slot)를 할당하기 위한 요청을 수신자 노드로 전송할 수 있다(S210). 본 요청에는, 명령 유형(할당), 필요한 GTS 수, 선호하는 슈퍼 프레임, 선호하는 슬롯, 및 SAB 서브 블록 등에 대한 정보가 포함될 수 있다.

[0050] 이 경우, 요청을 수신한 수신자 노드는, 요청에 포함된 SAB 서브 블록을 수신자 노드의 SAB 서브 블록과 비교하여, (선호하는) CFP에 대한 GTS의 할당 가능 여부를 결정할 수 있다. 만약, 수신자 노드의 SAB 서브 블록(선호하는 슈퍼 프레임) 상에 이미 할당되어 있는 다른 GTS에 대한 정보가 지정되어 있는 등 새로운 GTS를 할당할 슬롯 수가 확보되지 않은 경우, 수신자 노드는 요청에 따른 GTS의 할당이 가능하지 않은 것으로 식별할 수 있다.

[0051] 그리고, 수신자 노드(ex. node C)는 CFP에 대한 GTS의 할당 여부(할당 가능 여부)에 대한 응답을 송신자 노드로 전송할 수 있다(S220).

[0052] 만약, 할당이 가능하다는 응답이 수신되는 경우, 송신자 노드는 기존의 DSME와 마찬가지로 DSME GTS 알림을 수신자 노드로 전송함으로써 CFP 내에 GTS를 할당할 수 있다.

- [0053] 반면, 할당이 불가능하다는 응답이 수신되는 경우, 송신자 노드는, 앞서 GTS 할당에 실패한 CFP와 다른 CFP에 대하여 GTS 할당을 시도(요청 전송)할 수 있다.
- [0054] 구체적으로, DSME GTS 요청 명령에 포함된 SAB 서브 블록의 수가 다중 슈퍼 프레임의 슈퍼 프레임 수보다 적으면 한 쌍의 노드(송신자 노드, 수신자 노드)가 명령을 여러 번 교환하여 전체 CFP를 비교해야 한다. 즉, DSME GTS 요청 명령에 포함된 SAB 서브 블록의 개수가 k 개라고 가정하면, 다중 슈퍼 프레임의 모든 CFP를 비교하기 위해, DSME GTS 요청 명령과 DSME GTS 응답 명령을 멀티 슈퍼 프레임의 슈퍼 프레임 개수를 k 로 나눈 값으로 순차적으로 교환해야 한다. 따라서 노드가 연속적으로 $2^{(M0-S0)}/k$ 번만큼 GTS 할당에 실패하면 현재 DSME 네트워크가 트래픽 부하가 높은 상태라고 판단하고 TaCFPext 동작을 시작한다.
- [0055] TaCFPext 동작이 시작되면, 적어도 하나의 CAP 내에 extGTS(extended GTS)를 할당하기 위한 일련의 과정이 진행될 수 있다(S230).
- [0056] TaCFPext가 시작되면, 노드는 변경 가능한 CAP 선택 절차를 수행하여 다중 슈퍼 프레임에서 extCFP로 변경할 CAP를 결정한다. 새로운 extGTS를 위한 충분한 슬롯이 있는 extCFP가 이미 있는 경우 노드는 추가 CAP를 선택하지 않고 기존 extCFP를 사용하여 extGTS를 할당한다. 다만, 그렇지 않으면 노드는 extCFP로 변경하기 위해 다중 슈퍼 프레임에서 일부 CAP 또는 LOP를 선택해야 한다. CAP와 LOP 중 노드는 1-홉 이웃의 CAP에 대한 사용 변경을 최소화하기 위해 먼저 LOP를 선택해야 한다. 노드는 노드에 할당된 extGTS를 저장하는 비트맵과 1-홉 이웃을 참조하여 새로운 extGTS를 위한 충분한 슬롯이 있는 LOP를 선택할 수 있다. extCFP 및 LOP 내에서 사용 가능한 슬롯 수가 충분하지 않은 경우 노드는 다음 다중 슈퍼 프레임에서 extCFP로 변경되는 (첫 번째 슈퍼 프레임의 CAP를 제외한) CAP를 선택한다. TaCFPext는 변경 가능한 CAP 선택 절차에서 첫 번째 슈퍼 프레임의 CAP를 제외하여 DSME 네트워크의 노드에 대한 공통 CAP를 보장한다.
- [0057] 변경 가능한 CAP 선택 절차의 경우 노드는 트래픽 적응형 SAB(taSAB) 및 트래픽 적응형 ACT(taACT)의 두 가지 새로운 속성을 사용한다. 전자는 자신과 1-홉 이웃에 할당된 다중 슈퍼 프레임에 extGTS의 상태를 저장하는 2차원 비트맵이고, 후자는 할당된 extGTS를 관리하기 위한 정보를 저장하는 데이터 구조이다. 도 9는 taSAB의 비트맵 형식을 보여준다. 도 9에서 열과 행이 각각 채널 오프셋과 슬롯을 나타내는 2차원 비트맵으로 표시되는 연속적인 taSAB 서브 블록은 extCFP 내의 모든 채널 오프셋에 대한 extGTS 할당 정보를 설명한다. 이러한 taSAB의 2차원 구조는 노드가 1-홉 이웃에 할당된 모든 extGTS를 인식할 수 있게 하여 분산 방식으로 CAP를 LOP로 변환하도록 한다. 기존의 DSME의 채널 호핑에서 SAB 서브 블록은 노드가 사용하는 한 채널 오프셋에 대한 GTS 할당 정보만 포함하는 1차원 비트맵으로 표시되는 반면, taACT는 기존 DSME의 ACT와 동일한 필드 구조를 유지하므로 노드가 extCFP 내에서 extGTS를 관리할 수 있다.

[0058] 변경 가능한 CAP 선택의 자세한 동작은 알고리즘 1에 나와 있다.

Algorithm 1 Changeable CAP selection

```

1: INITIALIZE  $ocsc$  to  $[0_{(10)}, 0_{(10)}, \dots, 0_{(2^{(10)-30})}]$ ,  $extCFP$  to empty array,  $LOP$  to empty array,  $CAP$  to empty
array,  $conarray$  to empty array,  $SID$  to empty array,  $slotCnt$  to 0,  $temp\_sid$  to 0
2: /*===== investigate taACT =====*/
3: FOR each superframe ID in  $taACT.sid$ ,  $sid_i, i \in [1, N]$ 
4:   IF  $sid_i \in extCFP$ 
5:      $extCFP[length(extCFP)] \leftarrow sid_i$ 
6:   ENDIF
7: ENDFOR
8: /*===== investigate taSAB =====*/
9: FOR each bit of  $taSAB$ ,  $taSAB[i][j][k], i \in [0, 2^{(10)-30}-1], j \in [0, 7], k \in [0, NumberOfChannels-2]$ 
10:   IF  $taSAB[i][j][k] = 1$ 
11:     IF  $sid_i \in extCFP \ \&\& \ sid_i \in LOP$ 
12:        $LOP[length(LOP)] \leftarrow sid_i$ 
13:     ENDIF
14:     IF  $k == channelOffset \% (NumberOfChannels-1)$ 
15:        $ocsc[j] \leftarrow ocsc[j] + 1$ 
16:     ENDIF
17:   ENDIF
18: ENDFOR
19: FOR each superframe ID in a multi-superframe,  $i, i \in [0, 2^{(10)-30}-1]$ 
20:   IF  $i \in extCFP \ \&\& \ i \in LOP \ \&\& \ i \neq 0$ 
21:      $CAP[length(CAP)] \leftarrow i$ 
22:   ENDIF
23: ENDFOR
24:  $conarray \leftarrow concatenate(extCFP, LOP, CAP)$ 
25: /*===== select changeable CAPs =====*/
26: FOR each superframe ID in  $conarray$ ,  $conarray[i], i \in [0, size(conarray)-1]$ 
27:    $temp\_sid \leftarrow conarray[i]$ 
28:   IF  $ocsc[temp\_sid] < 8$ 
29:      $SID[length(SID)] \leftarrow temp\_sid$ 
30:      $slotCnt \leftarrow slotCnt + (8 - ocsc[temp\_sid])$ 
31:   ENDIF
32:   IF  $slotCnt < numSlots$ 
33:     BREAK
34:   ENDIF
35: ENDFOR
36: IF  $slotCnt < numSlots$ 
37:    $SID \leftarrow []$ 
38: ENDIF
39: RETURN  $SID$ 

```

[0059]

[0060]

[0061] 알고리즘 1에는, 다중 슈퍼 프레임의 기존 extCFP 또는 LOP의 존재를 확인하고, 만약 존재하는 경우 사용 가능한 슬롯을 확인하기 위해, 위에서 설명한 두 가지 속성(즉, taACT, taSAB)과 세 가지 변수(즉, channelOffset, NumberOfChannels 및 numSlots)가 포함된다. taACT의 테이블 항목에는 멀티 슈퍼 프레임의 슈퍼 프레임 ID, 슈퍼 프레임의 슬롯 ID, 채널 오프셋 등 extGTS의 정보가 포함된다. 테이블 항목의 슈퍼 프레임 ID는 이하 수학적 2의 배열을 이용하여 표현된다.

수학적 2

[0062] $taACT.sid = [sid_1, sid_2, \dots, sid_i], 1 \leq i \leq N$

[0063] sid_i 는 taACT에서 i 번째 테이블 항목의 슈퍼 프레임 ID이고, N 은 노드에 할당된 extGTS의 수에 해당한다. taSAB는 [superframe ID][slot ID][channel offset]을 요소로 갖는 3차원 배열로 표현된다. channelOffset, NumberOfChannels 및 numSlots는 할당할 extGTS의 채널 오프셋, IEEE 802.15.4 물리(PHY) 계층에서 지원하는

물리 채널 수 및 새로운 extGTS를 할당하는 데 필요한 슬롯 수를 각각 나타낸다. 또한 알고리즘은 4 개의 추가 속성(예: extCFP, LOP, CAP, conArray 및 ocpSC)을 사용하여 다중 슈퍼 프레임에서 CAP의 상태를 추적한다. extCFP, LOP 및 CAP는 각각 extCFP, LOP 및 CAP가 속하는 슈퍼 프레임의 인덱스를 저장하는 데이터 구조이다. conArray는 변경 가능한 CAP를 선택하는 데 사용되는 extCFP, LOP 및 CAP의 연결된 배열이다. ocpSC는 점유 슬롯 카운터의 벡터로, $2^{(MO-SO)}$ 요소는 extCFP 및 LOP 내에서 extGTS가 점유한 슬롯 수를 나타낸다. temp_sid 및 slotCnt는 conArray에 저장된 슈퍼 프레임 ID를 확인하고 변경 가능한 CAP에서 사용 가능한 슬롯 수를 각각 계산하기 위한 변수이다. 마지막으로 SID는 변경 가능한 CAP의 슈퍼 프레임 ID를 포함하는 반환 배열이다.

[0064] ocpSC, extCFP, LOP, conArray, CAP, SID, slotCnt 및 temp_sid가 초기화 된 후 노드는 taACT 및 taSAB를 연속적으로 조사하여 기존 extCFP, LOP 또는 CAP의 슈퍼 프레임 ID를 확인하거나 및/또는 extCFP 및 LOP 내에서 사용 가능한 슬롯을 확인한다. 먼저, 노드는 taACT(즉, taACT.sid)에 있는 테이블 항목의 슈퍼 프레임 ID를 조사하여 기존 extCFP가 속한 슈퍼 프레임을 확인하고 extCFP의 요소가 아닌 경우 extCFP에 추가한다. 마찬가지로, 노드는 3 개의 인덱스(즉, 슈퍼 프레임 ID i, 슬롯 ID j, 채널 오프셋 k)로 taSAB[i][j][k]로 표시되는 taSAB의 비트를 조사하여, 기존 LOP가 속하는 슈퍼 프레임, 및 extCFP와 LOP 내에서 점유 된 슬롯을 확인한다. taSAB의 특정 비트가 1이면, 노드는 슈퍼 프레임 ID i가 extCFP 및 LOP의 요소인지 확인한다. 슈퍼 프레임 ID i가 extCFP의 요소가 아닌 경우 해당 슬롯은 1-홉 이웃에 할당된 extGTS라고 유추될 수 있다. 따라서 노드는 LOP의 요소가 아닌 경우 슈퍼 프레임 ID i를 LOP에 추가한다. 그러면 노드는 채널 오프셋 k가 할당될 extGTS의 채널 오프셋과 같은지 확인한다. 만약 그렇다면, 해당 슬롯은 할당될 새로운 extGTS와 충돌하는 기존 extGTS라고 유추될 수 있다. 따라서 노드는 ocpSC[i]의 값을 1씩 증가시켜 멀티 슈퍼 프레임에서 i 번째 슈퍼 프레임에 속하는 extCFP 또는 LOP 내에서 점유된 슬롯의 수를 계산한다. taACT 및 taSAB를 조사한 후, 노드는 첫 번째 슈퍼 프레임의 슈퍼 프레임 ID를 제외하고 LOP 및 extCFP에 포함되지 않은 슈퍼 프레임 ID를 CAP에 추가한다.

[0065] CAP를 업데이트한 후 세 가지 속성인 extCFP, LOP 및 CAP가 병합되어 conArray에 저장된다. 그런 다음 노드는 각 extCFP, LOP 또는 CAP에서 점유된 슬롯 수를 고려하여 변경 가능한 CAP를 선택한다. conArray에서는 extCFP, LOP 및 CAP의 슈퍼 프레임 ID가 순차적으로 배열된다. 이 conArray를 사용하여 노드는 먼저 extCFP의 슈퍼 프레임 ID를 temp_sid에 저장하고 extCFP(즉, ocpSC[temp_sid])에서 점유된 슬롯 수를 조사한다. extCFP의 점유 슬롯 수가 8 개 미만이면 extCFP에 사용 가능한 슬롯이 있음을 의미한다. 따라서, 이 경우 노드는 extCFP의 슈퍼 프레임 ID를 SID에 추가하고 extCFP에서 사용 가능한 슬롯 수(즉, 8-ocpSC[temp_sid])를 slotCnt에 추가한다. extCFP에서 사용 가능한 슬롯 수가 필요한 슬롯 수(즉, numSlots)보다 적으면 conArray에서 다음 extCFP의 슈퍼 프레임 ID가 동일한 방식으로 SID에 추가된다. 그런 다음, 모든 extCFP에서 사용 가능한 슬롯 수가 numSlots보다 적으면 conArray에 있는 LOP의 슈퍼 프레임 ID가 SID에 추가된다. 마찬가지로, 모든 extCFP 및 LOP에서 사용 가능한 슬롯 수가 numSlots 미만이면 conArray에 있는 CAP의 슈퍼 프레임 ID가 SID에 추가된다. SID를 업데이트한 후 slotCnt가 numSlots보다 크면 SID가 변경 가능한 CAP로 반환된다. 그렇지 않은 경우, 필요한 extGTS를 할당하기 위해 사용 가능한 슬롯이 충분하지 않기 때문에, 빈 배열이 반환된다.

[0066] 변경 가능한 CAP 선택 절차가 완료되면 한 쌍의 노드(즉, 송신자 및 수신자)가 3 개의 명령(즉, DSME extGTS 요청, DSME extGTS 응답 및 DSME extGTS 알림)의 교환을 통해 extGTS 할당 절차를 수행한다. extGTS 할당을 시작하기 위해 송신자는 필요한 GTS 수, 선호하는 슈퍼 프레임, 선호하는 슬롯 및 변경 가능한 CAP의 taSAB 서브 블록을 포함하는 DSME extGTS 요청을 전송한다. DSME extGTS 요청을 수신하면 수신자는 수신된 DSME extGTS 요청의 taSAB 서브 블록을 해당 taSAB와 비교하고 선호하는 슬롯이 사용 가능한 경우 새로운 extGTS에 대해 선호하는 슬롯과 인접한 슬롯을 선택한다. 그렇지 않은 경우, 새로운 extGTS에 대해 사용 가능한 다른 슬롯이 선택된다. 그런 다음 수신자는 새로운 extGTS를 나타내는 taSAB 서브 블록을 포함하는 DSME extGTS 응답으로 응답한다. DSME extGTS 응답을 수신하면 송신자는 taSAB 및 taACT를 업데이트하고 새로운 extGTS를 나타내는 DSME extGTS 알림을 브로드 캐스트한다. DSME extGTS 알림 명령을 수신하면 수신자는 taSAB 및 taACT를 업데이트한다. 송신자와 수신자의 1-홉 이웃은 DSME extGTS 응답 또는 DSME extGTS 알림을 우연히 듣고 taSAB를 업데이트한다.

[0067] 마찬가지로 extGTS 할당 해제는 이 세 명령을 교환하여 수행된다. 수신자와 송신자는 extGTS 동안 데이터 프레임과 ACK 프레임이 수신되지 않을 때마다 taACT에서 테이블 항목의 카운터 값을 각각 1씩 증가시킨다. 이 카운터 값이 macDsmeGtsExpirationTime/2 보다 크면 extGTS가 만료된 것으로 간주되어 송신자 또는 수신자가 extGTS 할당 해제 절차를 시작한다. 기존 DSME에서는 ACT 테이블 항목의 카운터 값이 macDsmeGtsExpirationTime보다 크면 GTS가 만료되었다. 즉, 본 개시에 따른 송신자 또는 수신자는, 트래픽 부하

가 감소할 때 CFP의 GTS보다 먼저 extGTS를 할당 해제할 수 있다.

[0068] extGTS 할당 또는 할당 해제가 발생하면 노드와 해당 1-홉 인접 항목은 변경 가능한 CAP를 extCFP 또는 LOP로 변환하거나 또는 그 반대로 변환한다. 분산된 방식으로 이러한 extCFP/LOP 변환을 추적하기 위해, 노드는 다중 슈퍼 프레임에 있는 모든 CAP의 변환 상태(즉, CAP, LOP 및 extCFP)를 나타내는 속성, 변경 가능한 CAP 비트맵(CCB)을 유지한다. CCB는 1차원 비트맵으로, CCB의 2 비트 서브 블록은 도 10과 같이 CAP, LOP, extCFP를 각각 00, 01, 10으로 표현한다.

[0069] taSAB 및 taACT를 업데이트한 후 노드는 DSME extGTS 응답 또는 DSME extGTS 알림 명령에 포함된 taSAB 하위 블록의 변경 가능한 각 CAP에 대해 CCB 업데이트를 수행한다. CCB 업데이트의 자세한 동작은 속성(예: CCB)과 3개의 변수(예: node_extGTS_presence, node_extGTS_cnt, all_extGTS_cnt)를 포함하는 알고리즘 2에 나와 있으며, 알고리즘 1에서 사용되는 속성 및 변수 외에도 변경 가능한 CAP의 상태와 변경 가능한 CAP에 할당된 extGTS를 확인한다.

Algorithm 2 Changeable CAP bitmap update²

```

1: INITIALIZE node_extGTS_presence to FALSE, node_extGTS_cnt to 0, all_extGTS_cnt to 02
2: /*===== extGTS allocation =====*/
3: IF management_type == 0012
4:     IF the destination address is the node itself2
5:         CCB[changecableCAP_sid] ← 10 // extCFP
6:     ELSE
7:         IF CCB[changecableCAP_sid] = 00
8:             CCB[changecableCAP_sid] ← 01 // LOP
9:         ENDIF
10:    ENDIF
11: /*===== extGTS deallocation =====*/
12: ELSE IF management_type == 0002
13:    FOR each superframe index in taACT.sid, sid, i ∈ [1, N]2
14:        IF == changecableCAP_sid
15:            node_extGTS_presence ← TRUE
16:            node_extGTS_cnt ← node_extGTS_cnt + 1
17:        ENDIF
18:    ENFOR
19:
20:    FOR each bit of taSAB sub-block for changecableCAP_sid in taSUB, taSAB[changecableCAP_sid][j][k],
        j ∈ [0, 7], k ∈ [0, NumberOfChannels-2]2
21:        IF taSUB[changecableCAP_sid][j][k] = 1
22:            all_extGTS_cnt ← all_extGTS_cnt + 1
23:        ENDIF
24:    ENFOR
25:    IF node_extGTS_presence = TRUE
26:        CCB[changecableCAP_sid] ← 10 // extCFP
27:    ELSE IF all_extGTS_cnt > node_extGTS_cnt
28:        CCB[changecableCAP_sid] ← 01 // LOP
29:    ELSE
30:        CCB[changecableCAP_sid] ← 00 // CAP
31:    ENDIF
32: ENDIF

```

[0070]

[0071]

[0072] CCB는 2^(MO-SO) 2-비트 서브 블록을 요소로 포함하는 1차원 배열로 표시된다. node_extGTS_presence는 변경 가능한 CAP에서 노드에 할당된 extGTS가 있는지 여부를 나타내는 부울 변수이다. node_extGTS_cnt 및 all_extGTS_cnt는 각각 노드에 할당된 extGTS 수와 변경 가능한 CAP의 총 extGTS 수를 각각 나타내는 카운터 값이다. DSME extGTS 응답 또는 DSME extGTS 알림 명령을 수신하면 노드는 명령의 'Management Type' 필드를 확인한다. 'extGTS 할당'(즉, management_type == 001)을 나타내는 경우 노드는 변경 가능한 CAP를 extCFP로 변환한다. 노드가 위의 명령을 엿듣게 되면 extGTS가 1-홉 이웃에 할당되었음을 의미하므로 변경 가능한 CAP의 상태가 CAP이면 변경 가능한 CAP를 LOP로 변경한다. 'extGTS 할당 해제'(즉, management_type == 000)의 경우 노드는 taACT.sid의 모든 슈퍼 프레임 인덱스(즉, sid_i)를 조사하여 변경 가능한 CAP에 할당된 extGTS가 있는지 확

인하고 이를 계산한다. 특정 슈퍼 프레임 인덱스, sid_i , 가 `changeableCAP_sid`와 같으면 노드는 `node_extGTS_presence`를 TRUE로 설정하고 `node_extGTS_cnt`를 1씩 증가시킨다. 그러면 노드는 변경 가능한 CAP에 포함된 모든 extGTS의 수를 계산하기 위해 변경 가능한 CAP(즉, `taSAB [changeableCAP_sid] [j] [k]`)에 해당하는 taSAB 서브 블록의 모든 비트를 조사한다. taSAB 서브 블록의 특정 비트가 1이면 변경 가능한 CAP에 extGTS가 있음을 나타내므로 노드는 `all_extGTS_cnt`를 1씩 증가시킨다.

[0073] **taACT.sid** 및 **taSAB** 조사를 완료한 후 노드는 `node_extGTS_presence`, `node_extGTS_cnt` 및 `all_extGTS_cnt`를 기반으로 변경 가능한 CAP의 상태 변환을 결정한다. `node_extGTS_presence`가 TRUE이면 변경 가능한 CAP의 노드에 할당된 extGTS가 있음을 나타내므로 노드는 변경 가능한 CAP를 extCFP로 변환한다. 그렇지 않으면 노드는 `all_extGTS_cnt`가 `node_extGTS_cnt`보다 큰지 확인하고, 그렇다면 변경 가능한 CAP의 1-홉 이웃에 할당된 extGTS가 있음을 나타내므로 노드는 변경 가능한 CAP를 LOP로 변환한다. `node_extGTS_presence`가 FALSE이고 `all_extGTS_cnt`가 `node_extGTS_cnt`보다 작으면 변경 가능한 CAP는 CAP로 유지되어야 한다.

[0074] CFP의 GTS와 달리 extGTS는 기존 호핑 시퀀스에서 제어 채널이 제외되는 수정된 호핑 시퀀스(즉, `HoppingSequenceList_ext`)에 따라 채널을 호핑한다. extGTS 동안 사용되는 채널 주파수(즉, `C_ext`)는 다음과 같이 유도된다.

수학식 3

[0075]
$$C_{ext} = HoppingSequenceList_{ext}[m]$$

[0076]
$$m = (i + j \times l + macChannelOffset + macPanCoordinatorBsn) \% (macHoppingSequenceLength - 1)$$

[0077] 여기서, `HoppingSequenceList_ext[m]`은 extGTS에 대한 수정된 호핑 시퀀스의 m 번째 채널 주파수를 나타내고, i는 extCFP의 슬롯 인덱스, j는 BI에서 슈퍼 프레임의 인덱스를 나타내는 SD 인덱스, l은 extCFP 내의 슬롯 수(즉, 8), `macChannelOffset`은 수신자 노드의 채널 오프셋, `macPanCoordinatorBsn`은 PAN 코디네이터가 보낸 EB의 시퀀스 번호이며, `macHoppingSequenceLength`는 기존 호핑 시퀀스의 호핑 시퀀스 길이이다.

[0078] MATLAB 시뮬레이터를 사용한 실험 시뮬레이션을 통해 TaCFPext의 성능을 평가했다. 시뮬레이션 결과를 IEEE 802.15.4 표준의 기존 DSME와 비교하여 TaCFPext의 효과를 확인했다. 다음 하위 섹션에서는 시뮬레이션 설정 및 구성을 제시하고 시뮬레이션 결과에 대해 자세히 설명한다.

[0079] 시뮬레이션에서 각각 20, 40, 60, 80, 100, 120, 140, 160, 180, 200 노드로 구성된 네트워크 인스턴스가 고려되었다. 각 인스턴스에서 노드는 $15 \times 15 \text{ m}^2$ 지역에 무작위로 배치되며 전송 범위는 10 m이다. 도 11은 40 개의 노드가 있는 네트워크 배치의 예를 보여준다. 각 노드는 단일 홉 이웃 중 하나와 함께 송신자-수신자 쌍을 형성하고, 송신자는 다중 슈퍼 프레임 당 특정 수의 데이터 패킷을 수신자에게 전송하며, 여기에 전용 GTS가 CFP에 할당된다. CAP의 높은 경합 또는 CFP의 공간 부족으로 인해 필요한 모든 GTS를 할당할 수 없는 경우 노드는 현재 다중 슈퍼 프레임에서 전송할 수 없는 데이터 패킷을 삭제한다. 다양한 트래픽에 대한 TaCFPext의 적응성을 확인하기 위해 정적 및 동적 트래픽 시나리오의 두 가지 트래픽 시나리오가 고려되었다. 정적 트래픽 시나리오에서 송신자는 모든 다중 슈퍼 프레임에서 동일한 수의 패킷(즉, 7 개 패킷)을 전송한다. 반면에 동적 트래픽 시나리오에서 네트워크의 노드는 두 그룹으로 나뉘며 각 그룹은 동일한 수의 노드로 구성된다. 동일한 그룹에 속한 노드는 8 개의 비콘 간격으로 동일한 패킷의 동적 트래픽을 생성한다. 한 그룹의 노드는 3차 및 4차 비콘 간격에서 다중 슈퍼 프레임 당 21 개의 패킷을 전송하고(즉, 높은 트래픽), 나머지 비콘 간격에서는 다중 슈퍼 프레임 당 하나의 패킷만 전송한다(즉, 낮은 트래픽). 한편 다른 그룹의 노드는 일곱 번째 및 여덟 번째 비콘 간격에서 높은 트래픽을 생성한다. 동적 트래픽 시나리오에 대한 이 구성은 다양한 트래픽 부하 환경에서 GTS 할당 및 노드 할당 해제 동작 패턴을 추적하는 방법이다. TaCFPext의 성능은 할당된 GTS 수, 패킷 드롭 비율, GTS 할당 지연, 평균 지연, 총 처리량 및 공정성 지수 측면에서 기존 DSME의 성능과 비교되었다. 기존 DSME의 경우 CAP reduction 옵션이 활성화되거나 되지 않는 DSME 네트워크 환경을 모두 고려했다. TaCFPext와 기존 DSME에서 모든 노드는 S0, M0, B0가 각각 3, 5, 6으로 설정된 동일한 DSME 멀티 슈퍼 프레임 구조를 유지한다고 가정했다. 시뮬레이션은 100 번 반복되었다. 자세한 시뮬레이션 매개 변수는 이하 표 1에 나열되어 있다.

표 1

[0080]

Parameters	Values
PHY	IEEE 802.15.4
Modulation	O-QPSK (4bits/symbol)
Bit rate	250 kbps
Number of channels	16
SO, MO, BO	3, 5, 6
AIFS	12 symbols
LIFS	40 symbols
aUnitBackoffPeriod	20 symbols
aBaseSlotDuration	60 symbols
PHY header	6 bytes
MAC header	10 bytes
Payload size	127 bytes
ACK size	11 bytes
Multi-superframe duration	491.52 ms
Slot length	7.96 ms
Superframe duration	112.88 ms

[0081]

도 12는 100 개의 노드(즉, 50 개의 송신자-수신자 쌍)가 있는 정적 트래픽 시나리오에서 시간에 따른 할당된 GTS 수의 변화를 보여준다. 도 12의 위쪽 및 아래쪽 그림은 총 시뮬레이션 시간(즉, 60 초) 동안과 시뮬레이션 시작부터 5 초까지 할당된 GTS 수를 각각 보여준다. 하나의 슬롯에서 하나의 패킷이 전송되기 때문에 네트워크의 각 노드는 하나의 멀티 슈퍼 프레임에서 7 개의 패킷을 전송하기 위해 7 개의 GTS를 할당해야 한다. 따라서 50 개의 노드 쌍에 대한 전체 트래픽 로드를 수용하기 위해 하나의 다중 슈퍼 프레임에 350 개의 GTS를 할당해야 한다. 일반적으로 도 12에서는 할당된 GTS 수가 증가한 다음 특정 값을 유지한다. 할당된 GTS의 수가 일정하게 유지되는 간격을 고려할 때 TaCFPext 및 CAP reduction 수행 DSME(즉, 350)에 할당된 GTS의 수는 기존 DSME(즉, 323)보다 많다. TaCFPext 및 CAP reduction 수행 DSME는 각각 extCFP 및 CAP reduction 옵션을 통해 많은 수의 GTS를 할당할 수 있는 충분한 공간을 보유할 수 있으며, 기존 DSME는 TaCFPext 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 상대적으로 제한된 CFP 길이를 유지한다. 따라서 기존 DSME에서는 일부 노드가 GTS를 할당하지 못하고 할당된 GTS 수가 350 개에 이르지 못한다. 한편 아래 그림에서는 TaCFPext 및 기존 DSME에 할당된 GTS 수가 CAP reduction 수행 DSME에 비해 급격히 증가한다. TaCFPext 및 기존의 DSME에서 노드는 다중 슈퍼 프레임의 모든 슈퍼 프레임에 CAP가 포함되어 있기 때문에 모든 슈퍼 프레임에서 GTS를 할당하려고 한다. 그러나 CAP reduction 수행 DSME에서는 멀티 슈퍼 프레임의 첫 번째 슈퍼 프레임에만 CAP가 포함되기 때문에 노드가 첫 번째 슈퍼 프레임에서만 GTS 할당을 시도할 수 있다. 따라서 CAP reduction 수행 DSME에 할당된 GTS의 수는 멀티 슈퍼 프레임의 첫 번째 슈퍼 프레임에서만 증가한다.

[0082]

도 13은 다양한 노드 수에 대한 정적 트래픽 시나리오에서 패킷 드롭 비율을 보여준다. 시뮬레이션에서 노드가 다중 슈퍼 프레임에서 필요한 GTS를 할당하지 못하면 현재 다중 슈퍼 프레임에서 전송할 수 없는 패킷을 드롭한다. 그림에서 노드 수가 증가할수록 패킷 드롭 비율이 증가한다. 이는 노드 수가 증가함에 따라 CAP의 높은 경합으로 인해 노드가 GTS 할당에 실패할 가능성이 더 높기 때문이다. 또한 일부 노드는 CFP의 공간 부족으로 인해 GTS 할당에 실패할 수 있으며 이는 또한 패킷 드롭 비율을 증가시킨다. 전반적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME보다 패킷 드롭 비율이 더 작다. TaCFPext에서 다중 슈퍼 프레임의 모든 슈퍼 프레임에는 CAP가 포함되어 있어 노드가 높은 경합에서 GTS를 할당할 수 있는 더 많은 기회를 가질 수 있다. 또한 필요한 GTS 수가 증가하더라도 CAP를 extCFP로 변경하여 GTS 할당을 위한 충분한 공간을 제공한다. 그러나 기존 DSME에서는 노드 수가 60 개를 초과하면 CFP 공간 부족으로 패킷 드롭률이 급격히 증가한다. CAP reduction 수행 DSME에서 멀티 슈퍼 프레임은 멀티 슈퍼 프레임에 충분한 CFP 공간이 있음에도 불구하고 하나의 CAP만 포함한다. 따라서 CAP reduction 수행 DSME는 노드 수가 증가하면 CAP 길이가 제한된다.

[0083]

도 14는 정적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 총 처리량을 보여준다. 도 14에서 노드 수가 증가하면 네트워크에 주입되는 트래픽 양이 증가하여 총 처리량이 증가한다. 노드 수가 60 개를 초과하면 패킷 드롭률의 차이로 인해 TaCFPext, 기존의 DSME, CAP reduction 수행 DSME의 총 처리량이 차이를 만들기 시작한다(도 13의 결과 참조). 시뮬레이션에서 노드 수가 60 개에서 200 개까지 다양 할 때 노드가 전송하는 평균 패킷 수는

TaCFPext에서 853.23에서 789.25로, 기존의 DSME에서 850.40에서 599.30으로, CAP reduction 수행 DSME에서 847.7에서 681.26으로 감소했다. 따라서 TaCFPext는 노드가 평균적으로 더 많은 수의 패킷을 전송하기 때문에 다른 경우보다 더 높은 총 처리량을 나타낸다. 정량적으로, 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 각각 16.20% 및 6.03% 더 높은 총 처리량을 달성한다.

[0084] 도 15는 정적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 GTS 할당 지연을 보여준다. 시뮬레이션에서 GTS 할당 지연은 노드가 시뮬레이션 시작부터 필요한 GTS에 대한 할당을 완료하는 데 걸리는 평균 시간을 나타낸다. 전반적으로 GTS 할당 지연은 노드 수가 증가함에 따라 CAP의 높은 경합으로 인해 증가한다. 그림에서 TaCFPext 및 기존 DSME는 CAP reduction 수행 DSME보다 훨씬 짧은 GTS 할당 지연을 나타낸다. 이는 TaCFPext 및 기존 DSME에서 하나의 다중 슈퍼 프레임에 여러 CAP가 존재하는 반면, CAP reduction 수행 DSME에서는 하나의 다중 슈퍼 프레임에 하나의 CAP만 포함되기 때문이다. 한편, 기존 DSME에 비해 TaCFPext는 노드 수가 80 개인 지점에서 약간 더 긴 GTS 할당 지연을 보인다. 노드 수가 60 개를 초과하면 기존 DSME의 일부 노드는 공간 부족으로 GTS 할당에 실패한다. 반면, TaCFPext에서는 이 경우 멀티 슈퍼 프레임의 CAP가 extCFP로 변경되어 노드가 extGTS를 할당할 수 있다. 그림에서 extGTS의 이러한 추가 할당으로 인해 TaCFPext는 기존 DSME에 비해 약간 더 긴 GTS 할당 지연을 나타낸다.

[0085] 도 16은 정적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 평균 지연을 보여준다. 시뮬레이션에서 평균 지연은 노드가 패킷을 전송하는 데 걸리는 평균 시간을 나타낸다. 전반적으로 TaCFPext의 평균 지연은 CAP reduction 수행 DSME 및 기존 DSME의 지연 시간보다 짧다. CFP의 공간이, 필요한 GTS를 할당하기에 충분하지 않은 경우 TaCFPext는 노드가 CAP를 extCFP로 변경할 수 있도록 한다. 그러나 기존 DSME에서는 노드 수가 60 개를 초과하면 CFP 공간 부족으로 인해 일부 노드가 필요한 GTS를 할당하지 못하고 멀티 슈퍼 프레임 내에서 전송되는 평균 패킷 수가 감소한다. 따라서 각 노드가 하나의 패킷을 전송하는 평균 시간이 급격히 증가한다. 한편, 도 15의 결과에서 TaCFPext에서는 노드가 GTS를 할당하고 CAP reduction 수행 DSME의 노드보다 먼저 패킷을 전송한다. 정량적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 평균 지연 시간이 각각 10.44% 및 3.89% 단축되었다.

[0086] 도 17은 정적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 공정성 지수를 보여준다. 공정성 지수 (F)는 다음과 같이 계산할 수 있다.

수학식 4

$$F = \frac{\sum_{i=1}^n x_i}{n \sum_{i=1}^n x_i^2}$$

[0087]

[0088] 여기서 n은 송신자 노드 수, i는 송신자의 노드 ID, x_i 는 공정성 매개 변수로 각 송신자 노드가 전송하는 패킷 수를 의미한다. 시뮬레이션에서 노드는 다중 슈퍼 프레임 동안 할당하지 못한 GTS 수만큼 데이터 패킷을 드롭한다. 따라서, 수학식 4에서, 공정성 지수는 각 송신자 노드가 GTS를 성공적으로 할당했는지 여부에 따라 다르다. 그림에서 공정성 지수는 노드 수가 증가할수록 감소한다. TaCFPext와 CAP reduction 수행 DSME는 높은 수준의 공정성 지수를 유지하는데, 이는 노드 수가 100 개 이상일 때부터 점차적으로 감소한다. 반면에 노드 수가 60 개일 경우 기존 DSME의 공정성 지수는 급격히 감소한다. CFP에 공간이 부족하기 때문이다. 한편, 노드 수가 100 개 이상일 경우 TaCFPext의 공정성 지수는 CAP reduction 수행 DSME보다 약간 더 크다. TaCFPext의 다중 슈퍼 프레임에서는 CAP reduction 수행 DSME의 다중 슈퍼 프레임보다 더 많은 CAP를 사용할 수 있다. 따라서 TaCFPext에서는 하나의 멀티 슈퍼 프레임 동안 GTS 할당에 성공한 노드의 수가 CAP reduction 수행 DSME보다 많아서 노드 간 전송되는 패킷 수의 차이가 작아진다.

[0089] 도 18은 100 개의 노드가 있는 동적 트래픽 시나리오에서 시간에 따른 할당된 GTS의 수를 보여준다. 도 18의 상단, 중간 및 하단 수치는 각각 TaCFPext, 기존의 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에서 할당된 GTS 수의 변화를 보여준다. 동적 트래픽 시나리오에서 노드는 속한 그룹에 따라 높고 낮은 트래픽 부하를 번갈아 생성하므로 높은 트래픽 부하에서는 할당된 GTS 수가 증가하고 낮은 트래픽 부하에서는 할당된 GTS 수가 증가하고 감소한다. TaCFPext(즉, 위쪽 그림)의 경우 할당된 GTS 수가 증가하고 다시 감소하는 간격이 두 그룹 간에 거의

접치지 않는다. 반면, 기존 DSME와 CAP reduction 수행 DSME의 경우(즉, 중간 및 하단 수치) 이러한 간격이 많이 접친다. TaCFPext와 다른 경우의 이러한 차이는 extGTS 할당 해제 및 GTS 할당 해제의 동작상의 차이로 인해 발생한다. extGTS는 3 개의 다중 슈퍼 프레임 동안 사용되지 않으면 할당 해제되고 GTS는 7 개의 다중 슈퍼 프레임 동안 사용되지 않으면 할당 해제된다. 따라서 TaCFPext의 노드는 다른 경우의 노드보다 먼저 불필요한 GTS를 할당 해제할 수 있다. 결과적으로, TaCFPext는 불필요한 GTS를 더 일찍 할당 해제함으로써 CFP에서 더 큰 공간을 확보하며, 이는 다음의 높은 트래픽 부하를 위해 필요하다. 반면 기존 DSME에서는 한 그룹에 할당된 GTS 수가 증가한 후 높은 트래픽 부하에서 일정 수로 유지된다. 이는 CFP의 공간 부족으로 인해 노드가 더 이상 GTS를 할당하지 않기 때문이다. 그런 다음 다른 그룹에 속한 노드가 불필요한 GTS를 할당 해제함에 따라 할당된 GTS의 수가 다시 증가한다. CAP reduction 수행 DSME에서 할당된 GTS 수는 높은 트래픽 부하에서 TaCFPext보다 적게 증가한다. CAP reduction 수행 DSME의 멀티 슈퍼 프레임에는 하나의 CAP가 포함되고 TaCFPext의 멀티 슈퍼 프레임에는 여러 개의 CAP가 포함된다. 따라서 높은 트래픽 부하에서 CAP reduction 수행 DSME의 노드는 GTS 할당에 실패할 때 TaCFPext의 노드보다 더 많은 시간을 대기한다.

[0090] 도 19는 동적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 패킷 드롭 비율을 보여준다. 도 19에서 노드 수가 증가할수록 패킷 드롭 비율이 증가한다. 이는 CAP의 높은 경합과 CFP의 공간 부족으로 인해 GTS 할당에 실패한 노드 수가 증가하기 때문이다. 동적 트래픽 시나리오에서 패킷 드롭 비율은 정적 트래픽보다 높다. 이는 하나의 초기 GTS 할당 절차가 필요한 정적 트래픽 시나리오와 달리 동적 트래픽 시나리오의 노드는 트래픽 부하가 변경될 때마다 반복적으로 GTS 할당 및 할당 해제 절차를 수행하기 때문이다. 즉, 동적 트래픽 시나리오에서는 GTS 할당에 실패한 노드가 반복적으로 발생한다. 전반적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 패킷 드롭 비율이 낮다. TaCFPext에서 노드는 트래픽 부하가 높은 경우 CAP를 extCFP로 사용하고 다른 경우의 노드보다 먼저 불필요한 GTS를 할당 해제하여 다음 높은 트래픽 부하를 위해 CFP에서 더 많은 공간을 확보한다. 따라서 TaCFPext는 CFP의 공간 부족으로 인한 GTS 할당 실패를 최소화한다. 반면 기존 DSME에서는 노드 수가 증가할수록 CFP 공간 부족으로 인해 GTS 할당에 실패한 노드 수가 급격히 증가한다. CAP reduction 수행 DSME의 경우 다중 슈퍼 프레임에는 CAP가 하나만 포함된다. 따라서 CFP에서 상대적으로 더 큰 공간을 유지하더라도 CAP 부족으로 인해 GTS 할당에 실패한 노드 수가 TaCFPext보다 더 많다.

[0091] 도 20은 동적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 총 처리량을 보여준다. 도 20에서 노드 수가 증가함에 따라 총 트래픽 부하 양이 증가하여 총 처리량이 증가한다. TaCFPext, 기존의 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME는 노드 수에 관계없이 서로 다른 총 처리량을 보여준다. 이는 동적 트래픽 시나리오에서 노드 수가 적더라도 TaCFPext, 기존의 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME 간에 손실된 패킷 수가 다르기 때문이다. 특히 노드 수가 20 개에서 120 개로 증가하면 각 노드가 전송하는 평균 패킷 수는 TaCFPext에서 388.72에서 265.77로, 기존의 DSME에서 277.42에서 130.74로, CAP reduction 수행 DSME에서 344.20에서 214.27로 감소한다. 결과적으로 TaCFPext는 다른 경우보다 더 큰 총 처리량을 나타낸다. 정량적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 각각 71.03% 및 20.50% 더 높은 총 처리량을 달성한다.

[0092] 도 21은 동적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 GTS 할당 지연을 보여준다. 동적 트래픽 시나리오에서 GTS 할당 지연은 노드가 GTS 할당에 대한 요구가 발생하는 지점(즉, 시뮬레이션 시작 및 낮은 트래픽 부하에서 높은 트래픽 부하로 변경되는 지점)에서 필요한 GTS에 대한 할당을 완료하는 데 걸리는 평균 시간을 나타낸다. 도 21에서 CAP의 높은 경합으로 인해 노드 수가 증가함에 따라 GTS 할당 지연이 증가한다. 전반적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME보다 GTS 할당 지연이 더 낮다. TaCFPext에서 노드는 다른 경우의 노드보다 먼저 GTS 할당을 해제하기 시작한다. 이 경우 한 그룹에 속한 노드는 다른 그룹에 속한 노드가 GTS 할당을 시작하기 전에 GTS 할당 해제를 완료한다. 그러나 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에서는 한 그룹에 속한 노드가 GTS를 할당하기 전에 다른 그룹에 속한 노드가 GTS 할당 해제를 완료하지 못할 수 있다. 이 경우 두 그룹의 노드는 GTS 할당과 할당 해제를 동시에 시도한다. 따라서 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 CAP의 경합이 적기 때문에 GTS 할당 지연이 더 짧다. 한편 기존 DSME는 다른 경우보다 GTS 할당 지연이 더 길다. 기존 DSME에서는 CFP의 공간 부족으로 인해 한 그룹에 속한 노드가 다른 그룹에 속한 노드가 GTS 할당 해제를 완료할 때까지 GTS를 할당할 수 없다. 따라서 기존 DSME에서는 노드가 GTS 할당 해제를 기다리는 시간으로 인해 GTS 할당 지연이 크게 증가한다. CAP reduction 수행 DSME는 노드가 GTS 할당을 다시 연결하기를 기다리는 시간으로 인해 TaCFPext보다 GTS 할당 지연이 더 길다. CAP reduction 수행 DSME에서 멀티 슈퍼 프레임은 하나의 CAP만 포함하므로 노드가 CAP의 충돌로 인해 GTS 할당에 실패하면(TaCFPext를 사용하는 노드에 비해) 노드가 GTS 할당을 재시도하는 데 더 오래 대기할 가능성이 높다.

[0093] 도 22는 동적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 평균 지연을 보여준다. 도 22에서 노드 수가 증가할

수록 드롭되는 패킷 수가 증가하여 평균 지연이 증가한다. 정적 트래픽 시나리오(도 16 참조)의 결과와 달리 GTS 할당 및 할당 해제 동작상의 차이로 인해 필요한 GTS 할당이 발생한다. 전반적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 평균 지연이 더 짧다. 도 19의 결과에서 TaCFPext를 사용하는 노드는 다른 경우의 노드보다 먼저 GTS를 할당하고 데이터 패킷을 전송한다. 또한 도 19의 결과에서 TaCFPext는 다른 경우에 비해 패킷 드롭 비율이 낮음이 확인된다. 따라서 TaCFPext는 다른 경우에 비해 각 노드가 하나의 패킷을 전송하는 데 걸리는 평균 시간을 더 짧게 유지한다. 정량적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 평균 지연 시간이 각각 41.61% 및 16.85% 단축되었다.

[0094] 도 23은 동적 트래픽 시나리오에서 다양한 노드 수에 대한 공정성 지수를 보여준다. 동적 트래픽 시나리오에서는 높은 트래픽 부하가 발생할 때마다 CFP의 공간 부족으로 인해 GTS를 할당하지 못하는 노드 수가 증가한다. 따라서, 노드 수에 관계없이 동적 트래픽 시나리오의 공정성 지수는 정적 트래픽 시나리오보다 작다. 그림에서 전체적으로 TaCFPext는 다른 경우보다 공정성 지수가 더 높다. 도 18과 19를 참조하면, TaCFPext는 높은 트래픽 부하에서도 할당된 GTS 수를 높은 수준으로 유지하고, 노드 수가 증가함에 따라 낮은 수준의 패킷 드롭 비율을 유지함을 알 수 있다. 즉, TaCFPext에서는 트래픽 부하가 높을 때 CFP 공간 부족으로 GTS 할당에 실패한 노드 수가 다른 경우보다 적어 결과적으로 노드 간 전송 패킷 수 차이가 다른 경우보다 작다. 그러나 기존 DSME에서는 노드 수가 증가함에 따라 트래픽 부하가 높을 때 CFP 공간 부족으로 GTS 할당에 실패한 노드 수가 증가한다. 또한 CAP reduction 수행 DSME에서는 멀티 슈퍼 프레임에 CAP가 하나만 포함되어 있기 때문에 CAP의 높은 경합으로 인해 노드가 GTS 할당에 쉽게 실패한다. 정량적으로 TaCFPext는 기존 DSME 및 CAP reduction 수행 DSME에 비해 각각 25.60% 및 8.96% 높은 공정성 지수를 달성했다.

[0095] 한편, 이상에서 설명된 다양한 실시 예들은 소프트웨어(software), 하드웨어(hardware) 또는 이들의 조합된 것을 이용하여 컴퓨터(computer) 또는 이와 유사한 장치로 읽을 수 있는 기록 매체 내에서 구현될 수 있다.

[0096] 하드웨어적인 구현에 의하면, 본 개시에서 설명되는 실시 예들은 ASICs(Application Specific Integrated Circuits), DSPs(digital signal processors), DSPDs(digital signal processing devices), PLDs(programmable logic devices), FPGAs(field programmable gate arrays), 프로세서(processors), 제어기(controllers), 마이크로 컨트롤러(micro-controllers), 마이크로 프로세서(microprocessors), 기타 기능 수행을 위한 전기적인 유닛(unit) 중 적어도 하나를 이용하여 구현될 수 있다.

[0097] 일부의 경우에 본 명세서에서 설명되는 실시 예들이 프로세서 자체로 구현될 수 있다. 소프트웨어적인 구현에 의하면, 본 명세서에서 설명되는 절차 및 기능과 같은 실시 예들은 별도의 소프트웨어 모듈들로 구현될 수 있다. 상술한 소프트웨어 모듈들 각각은 본 명세서에서 설명되는 하나 이상의 기능 및 작동을 수행할 수 있다.

[0098] 한편, 상술한 본 개시의 다양한 실시 예들에 따른 전자 장치(100)에서의 처리동작을 수행하기 위한 컴퓨터 명령어(computer instructions) 또는 컴퓨터 프로그램은 비일시적 컴퓨터 판독 가능 매체(non-transitory computer-readable medium)에 저장될 수 있다. 이러한 비일시적 컴퓨터 판독 가능 매체에 저장된 컴퓨터 명령어 또는 컴퓨터 프로그램은 특정 기기의 프로세서에 의해 실행되었을 때 상술한 다양한 실시 예에 따른 노드/전자 장치에서의 처리 동작을 상술한 특정 기기가 수행하도록 한다.

[0099] 비일시적 컴퓨터 판독 가능 매체란 레지스터, 캐쉬, 메모리 등과 같이 짧은 순간 동안 데이터를 저장하는 매체가 아니라 반영구적으로 데이터를 저장하며, 기기에 의해 판독(reading)이 가능한 매체를 의미한다. 비일시적 컴퓨터 판독 가능 매체의 구체적인 예로는, CD, DVD, 하드 디스크, 블루레이 디스크, USB, 메모리카드, ROM 등이 있을 수 있다.

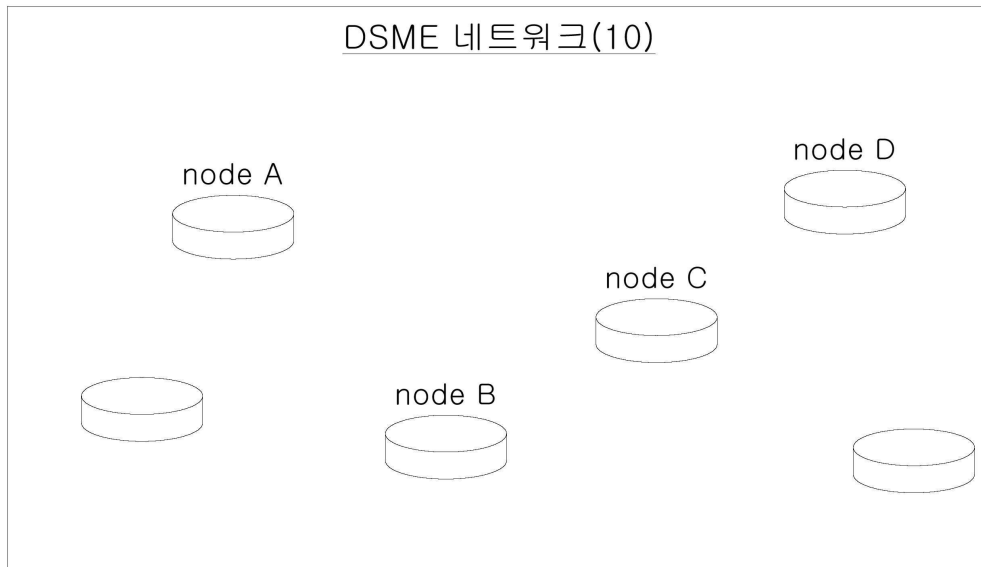
[0100] 이상에서는 본 개시의 바람직한 실시 예에 대하여 도시하고 설명하였지만, 본 개시는 상술한 특정의 실시 예에 한정되지 아니하며, 청구범위에서 청구하는 본 개시의 요지를 벗어남이 없이 당해 개시에 속하는 기술분야에서 통상의 지식을 가진 자에 의해 다양한 변형실시가 가능한 것은 물론이고, 이러한 변형실시들은 본 개시의 기술적 사상이나 전망으로부터 개별적으로 이해되어서는 안될 것이다.

부호의 설명

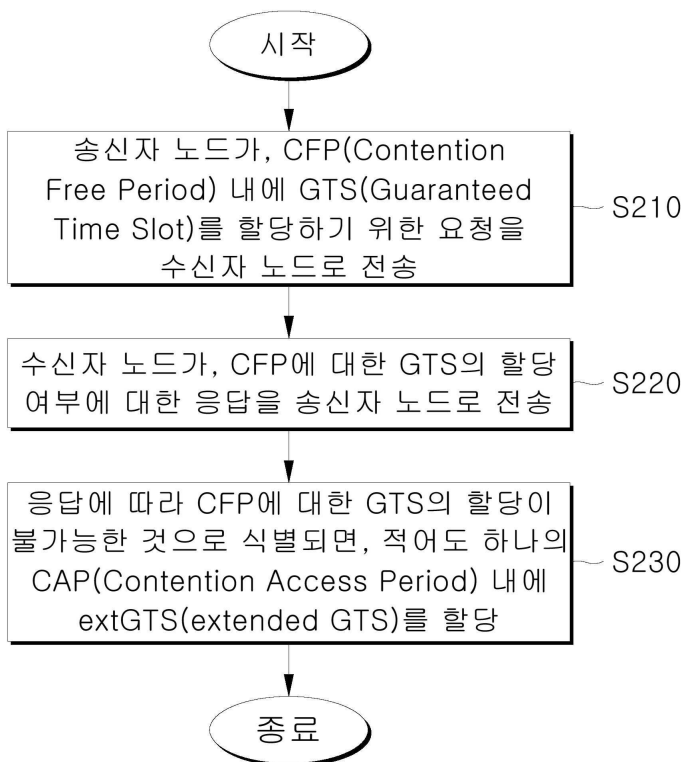
[0101] 100: 시스템 100-1, 2, 3, 4, ...: 노드

도면

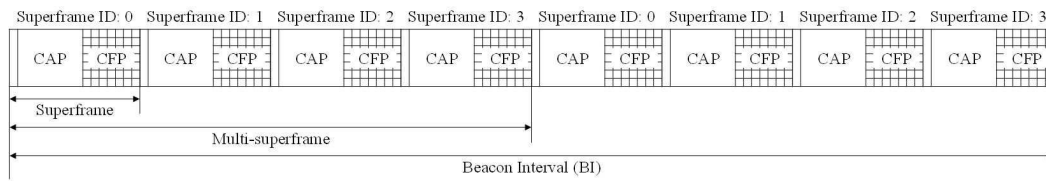
도면1



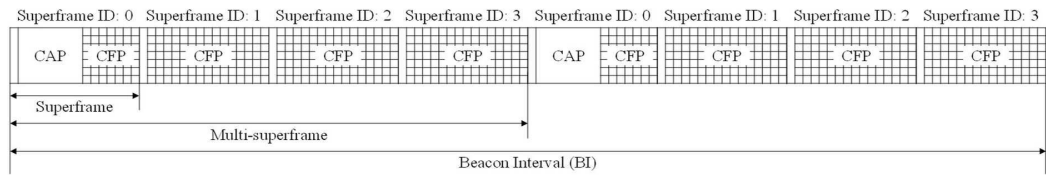
도면2



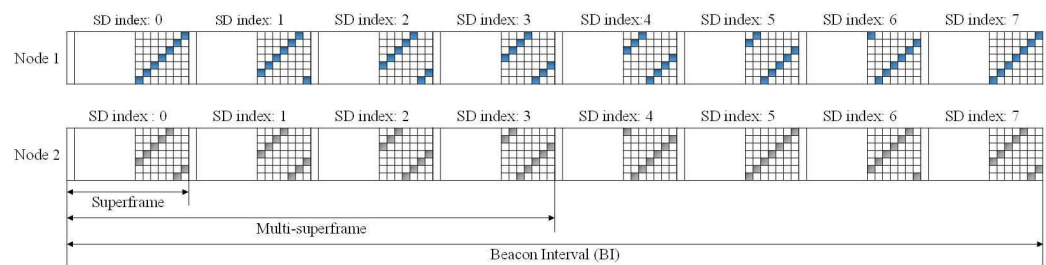
도면3



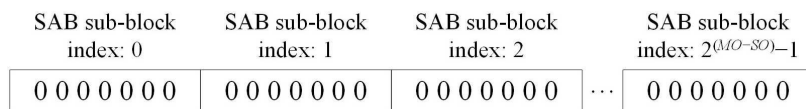
도면4



도면5

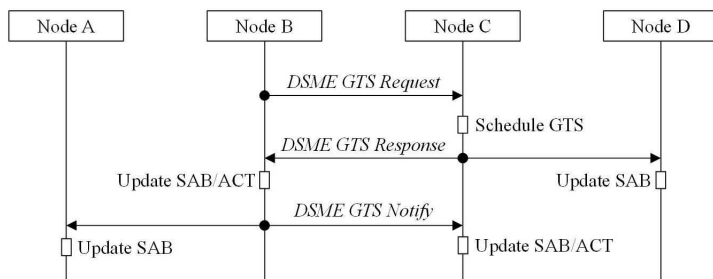


도면6

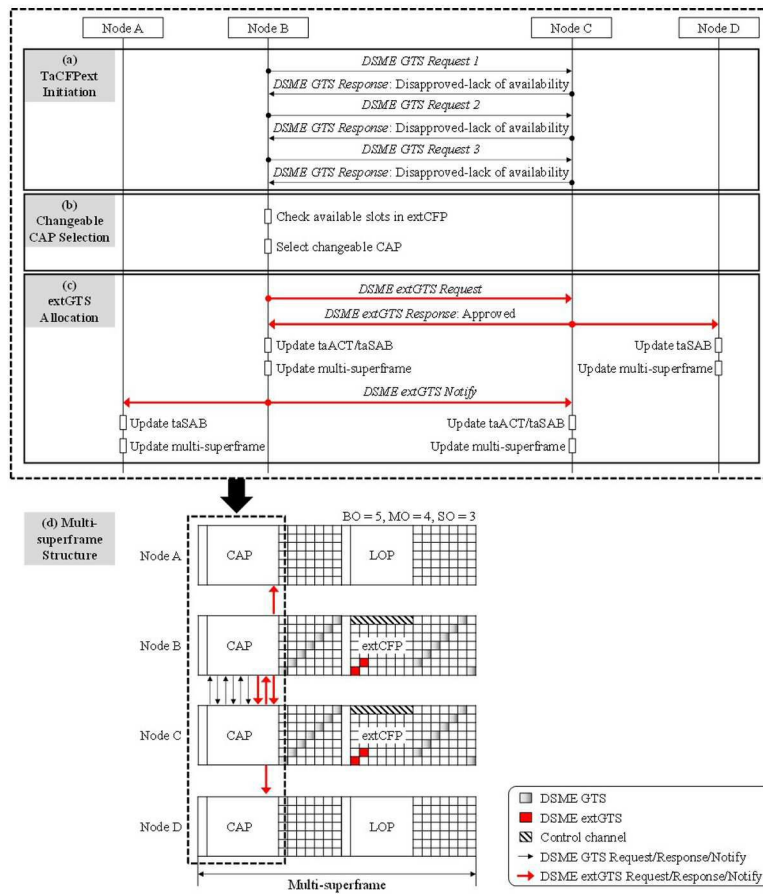


Length of SAB sub-block: (CAP reduction option disabled) 7 slots
(CAP reduction option enabled) 15 slots

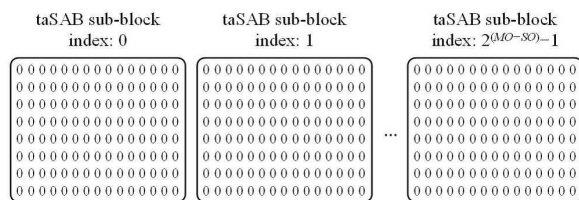
도면7



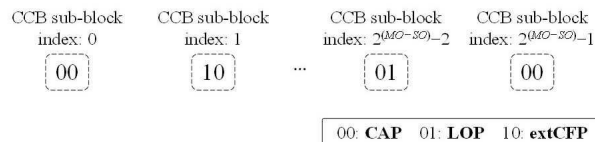
도면8



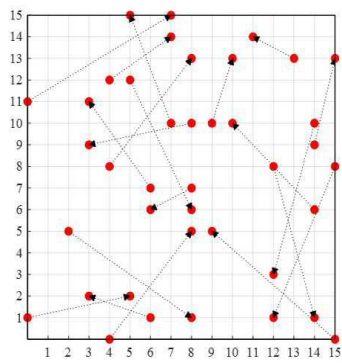
도면9



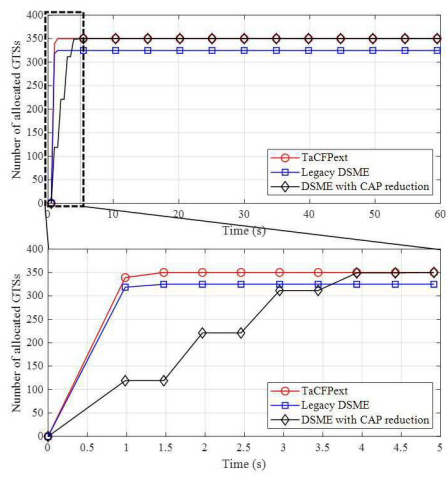
도면10



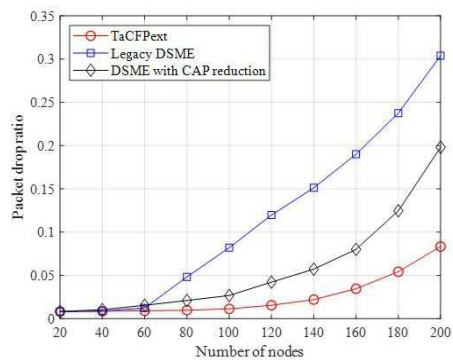
도면11



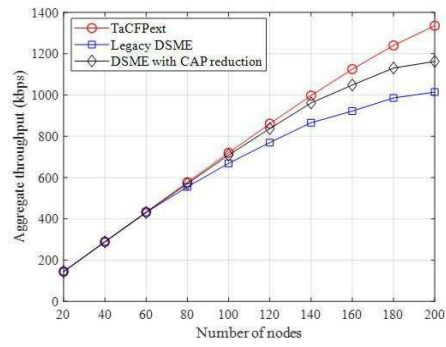
도면12



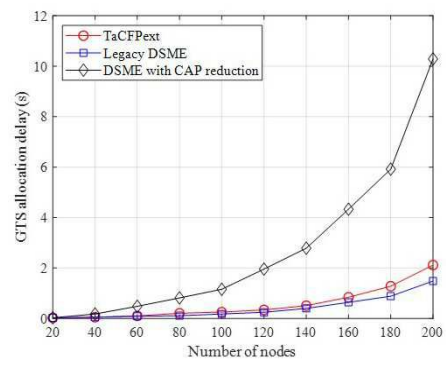
도면13



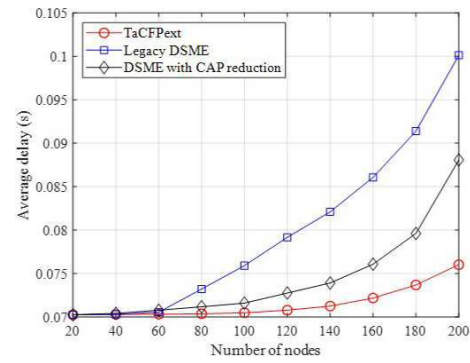
도면14



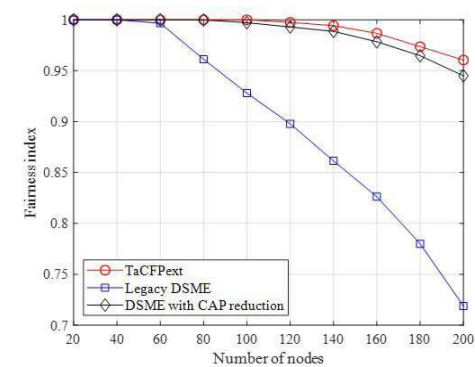
도면15



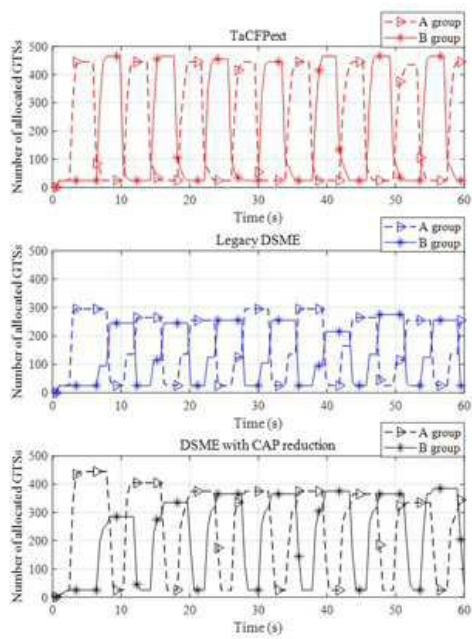
도면16



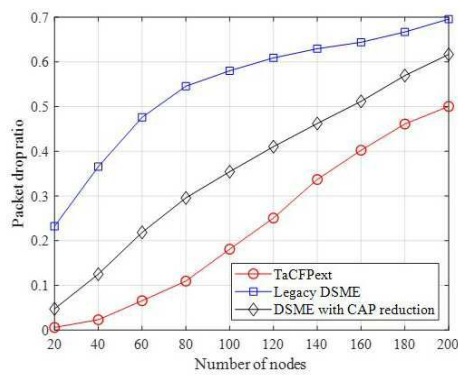
도면17



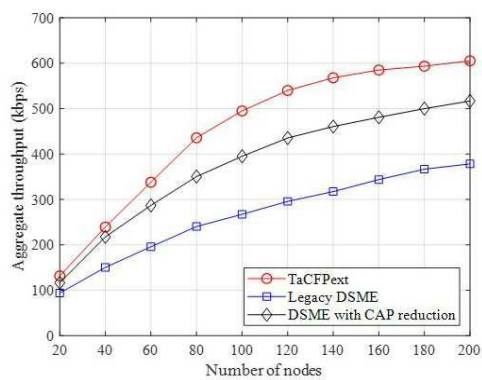
도면18



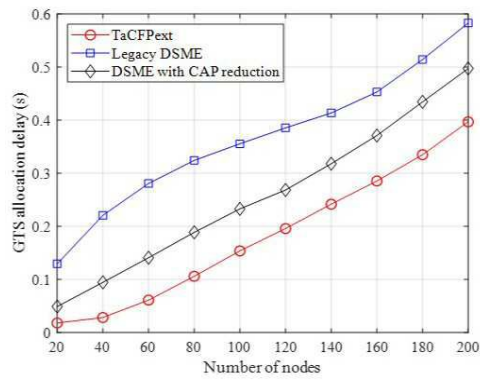
도면19



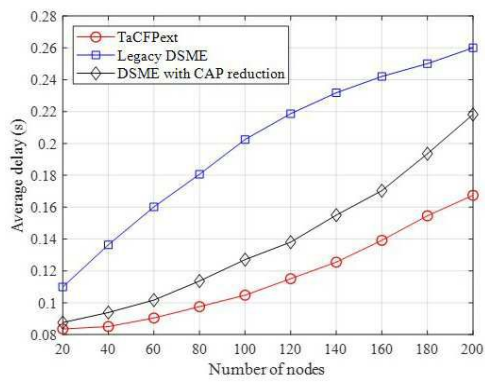
도면20



도면21



도면22



도면23

