



**(19) 대한민국특허청(KR)**  
**(12) 등록특허공보(B1)**

(45) 공고일자 2019년01월21일  
 (11) 등록번호 10-1940314  
 (24) 등록일자 2019년01월14일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)  
 H04W 72/04 (2009.01) H04W 16/02 (2009.01)  
 H04W 72/12 (2009.01) H04W 74/04 (2019.01)

(21) 출원번호 10-2011-0087702  
 (22) 출원일자 2011년08월31일  
 심사청구일자 2016년08월26일

(65) 공개번호 10-2013-0024324  
 (43) 공개일자 2013년03월08일

(56) 선행기술조사문헌  
 KR1020110052816 A\*  
 KR1020110060382 A\*  
 Lin X. Cai. et. al., "REX: A Randomized EXclusive Region Based Scheduling Scheme for mmWave WPANs with Directional Antenna", IEEE Transactions on Wireless Communications, 2010.01.  
 김용선 외 3명, "고속 WPAN에서의 전력 제어를 고려한 동시 전송", 대한전자공학회 대한전자공학회 학술대회, 2009.07.  
 \*는 심사관에 의하여 인용된 문헌

(73) 특허권자  
**한국전자통신연구원**  
 대전광역시 유성구 가정로 218 (가정동)  
**고려대학교 산학협력단**  
 서울특별시 성북구 안암로 145, 고려대학교 (안암동5가)

(72) 발명자  
**김용선**  
 대전광역시 유성구 노은로 416, 송림마을아파트 506동 703호 (하기동)  
**이우용**  
 대전광역시 유성구 어은로 57, 106동 701호 (어은동, 한빛아파트)  
**김미정**  
 서울특별시 은평구 불광로5가길 3-15 (불광동)

(74) 대리인  
**특허법인 무한**

전체 청구항 수 : 총 6 항

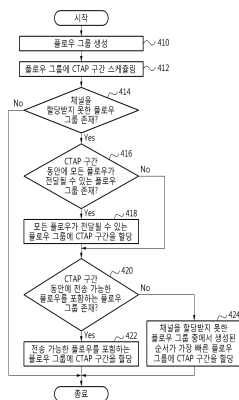
심사관 : 최종화

**(54) 발명의 명칭 무선 네트워크에서 다양한 전송률을 지원하는 지향성 안테나를 사용한 자원할당 방법**

**(57) 요약**

본 발명은 무선 네트워크에서 다양한 전송률을 지원하는 지향성 안테나를 사용한 자원할당 방법에 관한 것이다. 일 실시예에 따른 지향성 안테나를 사용한 자원할당 방법을 살펴보면, 배타영역을 고려해서 동시에 전송할 수 있는 플로우들을 포함하는 플로우 그룹들을 생성하고, 상기 플로우 그룹들 별로 상기 플로우 그룹에 속한 플로우들 중에서 최대 전송시간을 필요로 하는 플로우의 전송시간을 상기 플로우 그룹들의 전송시간으로 설정하고, CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간을 상기 플로우 그룹들이 생성된 순서대로 할당하고, 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하고 사용 가능한 CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간이 존재하면 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당한다.

**대표도**



## 명세서

### 청구범위

#### 청구항 1

배타영역을 고려해서 동시에 전송할 수 있는 플로우들을 포함하는 플로우 그룹들을 생성하는 단계;

상기 플로우 그룹들 별로 상기 플로우 그룹에 속한 플로우들 중에서 최대 전송시간을 필요로 하는 플로우의 전송시간을 상기 플로우 그룹들의 전송시간으로 설정하고, CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간을 상기 플로우 그룹들이 생성된 순서대로 할당하는 단계; 및

채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하고, 사용 가능한 CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간이 존재하면, 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계를 포함하고,

상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계는,

상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 존재하지 않고, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 생성된 순서가 가장 빠른 플로우 그룹에 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계

를 포함하는 지향성 안테나를 사용한 자원할당 방법.

#### 청구항 2

제1항에 있어서,

상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계는,

상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계

를 더 포함하는 지향성 안테나를 사용한 자원할당 방법.

#### 청구항 3

제1항에 있어서,

상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계는,

상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계

를 더 포함하는 지향성 안테나를 사용한 자원할당 방법.

#### 청구항 4

삭제

#### 청구항 5

배타영역을 고려해서 동시에 전송할 수 있는 플로우들을 포함하는 플로우 그룹들을 생성하는 그룹 생성부;

상기 플로우 그룹들 별로 상기 플로우 그룹에 속한 플로우들 중에서 최대 전송시간을 필요로 하는 플로우의 전송시간을 상기 플로우 그룹들의 전송시간으로 설정하고, CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간을 상기 플로우 그룹들이 생성된 순서대로 할당하는 CTAP 스케줄링부; 및

채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하고, 사용 가능한 CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간이 존재하면, 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 CTAP 할당부

를 포함하고,

상기 CTAP 할당부는,

상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 존재하지 않고, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 생성된 순서가 가장 빠른 플로우 그룹에 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는

지향성 안테나를 사용한 자원할당 장치.

### 청구항 6

제5항에 있어서,

상기 CTAP 할당부는,

상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는

지향성 안테나를 사용한 자원할당 장치.

### 청구항 7

제5항에 있어서,

상기 CTAP 할당부는,

상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는

지향성 안테나를 사용한 자원할당 장치.

### 청구항 8

삭제

### 발명의 설명

### 기술 분야

본 발명은 무선 네트워크에서 지향성 안테나(directional antenna)를 사용하는 경우에 다양한 전송률을 지원할 수 있는 채널할당 기술에 관한 것이다.

### 배경 기술

[0001]

[0002] 밀리미터파 대역(57-66GHz)은 전 세계적으로 주파수 자원의 부족을 해결하기 위한 방안으로 이 대역에 대한 사용방안이 비허가 대역으로 할당되면서 관심이 집중되고 있다. 밀리미터파는 짧은 파의 길이, 높은 주파수, 광대역, 그리고 대기성분들과의 높은 교류등과 같은 고유한 특성을 가진다. 이러한 특성은 여러 가지 장점과 더불어 단점도 나타낸다. 예를 들면, 60GHz 주파수 대역은 초광대역을 사용하여 높은 데이터 전송률을 얻을 수 있다는 점 이외에도 직진성이 강해 주변 간섭에 매우 강하고, 보안성이 뛰어나며, 주파수 재사용이 용이하다는 등의 장점을 가지고 있다. 또한, 60GHz 주파수 대역은 파장이 짧아 각종 소자의 소형화 및 경량화가 가능하다. 반면, 60GHz 주파수 대역은 산소분자에 의한 흡수 및 강우에 의한 감쇄현상으로 인해 전파거리가 짧고, 직진성의 특징으로 인해 가시거리(line of sight)가 확보되어야 하는 문제점이 발생한다. 이러한 문제점의 한 해결방안으로 물리 계층에서 높은 이득(high gain)을 갖는 지향성 안테나의 사용이 고려될 수 있다. 지향성 안테나 사용은 전송 에너지를 원하는 방향으로만 방사하므로 전파거리가 늘어나 이로 인하여 높은 이득을 얻을 수 있으며, 또한 좁은 안테나 빔의 사용은 공간을 재활용함으로써 같은 영역 내에 있는 여러 명의 사용자가 동시에 통신할 수 있게 하여 데이터 용량을 증가시킬 수 있다.

[0003] 높은 전송률을 필요로 하는 여러 가지 무선 어플리케이션이 증가함에 따라 초광대역인 밀리미터파 대역의 활용도가 커지고 있으며 또한 지향성 안테나를 이용한 자원의 효율적 사용은 그 중요성이 증대되고 있다.

[0004] 지향성 안테나를 고려한 밀리미터파에 관한 여러 연구가 있으며, 특히 최근에는 WPAN에서의 매체접근제어(MAC: Medium Access Control)에서의 자원할당 문제가 주목을 받고 있다. 처리해야 하는 데이터 양이 적은 경우는 특별히 자원할당 스케줄링을 고려할 필요가 없으나 데이터 양이 점차 증가하는 추세에 있는 현재의 상황을 감안할 때 자원할당을 고려하지 않을 수 없다.

**발명의 내용**

**해결하려는 과제**

[0005] 본 발명의 실시예는 네트워크에서 지향성 안테나(directional antenna)를 사용하는 경우에 다양한 전송률을 지원할 수 있는 채널할당 기술을 제공한다.

[0006] 본 발명의 실시예는 지향성 안테나의 사용에 의해 자원을 공간적으로 재활용함으로써 수율 등의 성능을 최적화하는 방법을 제공한다.

[0007] 본 발명의 실시예는 초고속 무선 네트워크에서 지향성 안테나를 사용한 자원할당 기술에 관한 것으로서 예약기반 데이터전송 구간에서의 다양한 전송률을 지원하는 스케줄링 알고리즘을 제공한다.

**과제의 해결 수단**

[0008] 본 발명의 실시예에 따른 지향성 안테나를 사용한 자원할당 방법은, 배타영역을 고려해서 동시에 전송할 수 있는 플로우들을 포함하는 플로우 그룹들을 생성하는 단계와, 상기 플로우 그룹들 별로 상기 플로우 그룹에 속한 플로우들 중에서 최대 전송시간을 필요로 하는 플로우의 전송시간을 상기 플로우 그룹들의 전송시간으로 설정하고, CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간을 상기 플로우 그룹들이 생성된 순서대로 할당하는 단계 및 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하고, 사용 가능한 CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간이 존재하면, 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계를 포함한다.

[0009] 이때, 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계는, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당할 수 있다.

[0010] 또한, 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계는, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당할 수 있다.

[0011] 또한, 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당하는 단계는, 상기 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 상기 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 상기 채널을 할당

받지 못한 플로우 그룹 중에서 생성된 순서가 가장 빠른 플로우 그룹에 상기 사용 가능한 CTAP 구간을 할당할 수 있다.

**발명의 효과**

[0012] 본 발명은 자원할당 문제에서 중요하게 고려되는 성능을 측정하는 요소들을 목적함수의 형태로 미리 고려하여 목적함수에 부합하는 발명을 제안한 것으로 지향성 안테나를 사용한 공간 재활용을 고려하여 예약기반 자원할당 구간 전체를 스케줄링하여 공간 재활용하는 성능이 탁월하다.

**도면의 간단한 설명**

[0013] 도 1은 본 발명의 실시예에 따른 슈퍼프레임 구조를 나타낸다.  
 도 2는 송신장치와 수신장치가 서로 통신 할 수 있는 영역인 배타영역(ER)을 나타낸다.  
 도 3은 본 발명의 실시예에 따른 자원할당 장치를 나타낸다.  
 도 4는 본 발명의 실시예에 따른 개략적인 자원할당 방법을 나타낸다.  
 도 5에서 도 7은 본 발명의 실시예에 따른 자원할당 방법을 나타낸다.  
 도 8은 본 발명의 실시예에 따른 자원할당 방법을 설명하는 예를 나타낸다.

**발명을 실시하기 위한 구체적인 내용**

[0014] 이하, 본 발명의 실시예를 첨부된 도면을 참조하여 상세하게 설명한다.

[0015] 도 1은 본 발명의 실시예에 따른 슈퍼프레임 구조를 나타낸다.

[0016] 도 1을 참조하면, 슈퍼프레임은 비컨(beacon) 구간, 경쟁구간인 CAP(contention access period) 구간, 그리고 예약기반 데이터 전송구간인 CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간으로 구성되며, CTAP 구간은 PNC와 디바이스들간의 통신이 이루어지는 MCTA(management CTA)와 각 디바이스들간의 통신이 이루어지는 CTA 구간으로 이루어진다.

[0017] WPAN(Wireless Personal Area Networks)의 기본 토폴로지는 피코넷이다. 피코넷은 PNC(piconet coordinator)와 PNC의 전송 범위내의 여러 DEVs(slave devices)들로 구성되어 있으며 어떤 디바이스도 PNC의 역할을 할 수 있다. 각 디바이스는 지향성 안테나를 사용하여 통신한다. PNC는 피코넷의 정보를 수집하여 그를 기반으로 하여 각 디바이스에게 통신을 할 수 있도록 채널을 할당하고 트래픽 로드(loads)를 제어하는 역할을 한다. PNC는 각 디바이스가 neighbor discovery(ND) 과정을 통하여 수집한 정보들을 PNC에게 알려줌으로써 정보를 수집한다. ND 과정은 지향성 안테나를 사용하는 WPAN에서는 기본적인 과정으로써 이 과정을 통하여 각 디바이스들은 한 홉(one hop) 떨어진 이웃과 그들의 안테나 방향을 조사한다. 이 과정은 각 디바이스가 모든 빔 섹터에서 연속적으로 자신의 존재를 알리는 패킷(self-advertizing packet)을 전송하면 그 패킷을 수신한 이웃 디바이스가 응답 패킷(response packet)을 전송함으로써 이루어진다. 이웃의 정보를 유지하고 업데이트하기 위하여 ND 과정은 주기적으로 일어나며 이 과정은 슈퍼프레임 내의 contention access period(CAP) 구간에서 이루어진다. self-advertizing packet에는 전송 디바이스의 주소와 전송 빔 섹터의 인덱스 등이 포함되어 있으며 또한 응답 패킷에도 수신 디바이스의 주소와 전송하는 빔 섹터의 인덱스가 포함되어 있다. 이러한 정보들을 수신한 노드는 이 정보들을 이웃 정보 리스트에 저장한다. 이러한 과정들은 모두 quasi-omni mode로 이루어진다. 디바이스가 여러 개의 빔 섹터로부터 이웃을 탐지하게 되면 그 디바이스는 통신을 위하여 그 중 신호 강도가 가장 센 섹터를 그 이웃에 대한 정보 리스트에 기록한다. 이렇게 기록된 정보들은 PNC에게 보내지며 PNC는 각 디바이스들로부터 수집된 정보를 기반으로 피코넷 토폴로지를 관리하고 전송 스케줄링을 수행한다.

[0018] PNC는 스케줄링된 채널접근 요구를 기록하기 위하여 admission table을 관리한다. Admission table에는 채널을 요구하는 디바이스의 ID, 그 디바이스의 목적 디바이스의 ID, 나열된 CTA block ID, 그리고 할당된 채널의 접근 시간 등이 기록되어 있다. Admission table은 비컨 구간에서 지향성 안테나를 이용하여 방향 별로 주기적으로 broadcast 되어 피코넷 내의 모든 디바이스들에게 알려진다.

[0019] 안테나 모델은 flat-top model과 좀 더 구체적이며 실용적인 3차원에서의 cone plus sphere model이 있다. 본 발명에서는 2차원에서의 cone plus circle model을 고려한다. cone plus sphere model에서 안테나 이득은 빔의 폭이  $\theta$ 인 메인로브 (mainlobe)와  $2\pi - \theta$ 인 사이드로브 (sidelobe)로 구성된다.

[0020] 도 2는 송신장치와 수신장치가 서로 통신 할 수 있는 영역인 배타영역(ER)을 나낸다.

[0021] 도 2는 고려하는 안테나 모델과 송신장치(transmitter)와 수신장치(receiver), 그리고 간섭장치(interferer)의 위치에 따라 한 쌍의 송신장치와 수신장치가 서로 통신 할 수 있는 영역을 나타내는 배타영역을 나타낸다.

[0022] 본 발명에서는 무선 네트워크에서 지향성 안테나를 사용하였을 때 발생하는 모든 요소들을 감안하여 MAC의 예약 기반 전송구간에서의 스케줄링 알고리즘을 제안한다. 제안하는 스케줄링에서는 크게 두 가지의 목적을 고려하고 있다. 첫 번째 목적은 사용자가 느끼는 지연을 최소화하는 것이고, 두 번째 목적은 자원의 효율적인 사용이다.

[0023] 사용자가 느끼는 지연은 트래픽이 발생한 시점부터 그 트래픽의 전송이 완료될 때까지의 평균 시간을 나타낸 것으로 트래픽 발생시점부터 실제 통신이 이루어지기 전까지 기다린 시간인 queuing delay  $W$ 와 실제로 서비스 받는 시간인 service time  $S$ 로 구성된다. 이는 아래 <수학식 1>과 같은 목적함수로 표현할 수 있다.

[0024] [수학식 1]

[0025] 
$$\min E(D) = \min(W + S)$$

[0026] 반면에 자원의 효율적인 사용을 분석하기 위해서는 채널 utility등 여러 형태의 함수를 고려할 수 있으나 본 발명에서는 수율(throughput)을 고려한다. 수율은 실제로 전송에 사용된 시간에 대한 그 시간 동안 전송된 트래픽 양을 나타낸 것으로서 자원을 얼마나 효율적으로 사용했는지를 알려주는 지표라 할 수 있다. 수율은 아래 <수학식 2>와 같은 목적함수로 표현할 수 있다.

[0027] [수학식 2]

[0028] 
$$\max Th = \max \left( \frac{\text{그 시간동안 전송된 트래픽 양}}{\text{전송에 사용된 시간}} \right)$$

[0029] <수학식 1>과 <수학식 2>로 표현되는 두 목적함수는 기반하는 무선 표준 및 스케줄링 알고리즘에 따라 구체적인 형태가 결정되며 또한 여러 가지 형태의 제약조건이 따를 수 있다. 예를 들면, IEEE 802.15.3 표준 기반의 네트워크를 고려한다면 아래 <수학식 3>과 같은 형태의 목적함수로 표현될 수 있다.

[0030] [수학식 3]

[0031] 
$$\max Th_{CTA} = \max \left( \frac{\sum_{i \in F_s^l} l_i}{\sum_{i \in F_s^g} (T_{CTA_i} + T_{guard})} \right)$$

[0032] 또한 그 때의 제약조건은 슈퍼프레임의 구조를 고려한 아래 <수학식 4>와 같은 형태가 된다.

[0033] [수학식 4]

[0034] 
$$T_{beacon} + 2T_{guard} + T_{CAP} + T_{MCTA} + \sum_{i \in F_s^g} (T_{CTA_i} + T_{guard}) \leq T_{SF\_max}$$

[0035] <수학식 3>에서  $F_s^g$  와  $F_s^l$  은 각각 지향성 안테나에 의해 같은 시간에 공간을 재활용하여 동시전송을 할 수 있는 플로우들로 이루어진 그룹들의 인덱스와 전송이 예약된 플로우들로 이루어진 집합의 인덱스집합이다. 또한



$T_{CTA_i}$  와  $T_{guard}$  는 각각  $i$ 번째 CTA block의 크기와 이웃한 CTA들간의 충돌을 방지하기 위한 guard time이고  $l_i$  는  $i$ 플로우의 로드(데이터 양)이다.

[0036] 상기한 목적을 달성하기 위하여 본 발명은 우선 지향성 안테나를 이용한 배타영역(ER)을 아래 <수학식 5>를 이용하여 정의한다.

[0037] [수학식 5]

$$r_{i,j} = \left( \frac{kG_T(i)G_R(j)P_T(i)}{N_0W} \right)^{1/\alpha}$$

[0039] 여기서  $G_T(i)$  와  $G_R(j)$  는 각각  $i$ 플로우의 송신 디바이스와  $j$ 플로우의 수신 디바이스의 안테나 이득이고,  $r_{i,j}$ 는 그들간의 거리이다. 또한  $k$ 은 전파길이에 따른 상수이며,  $\alpha$ 는 propagation 환경에 의존하는 경로 손실지수(path loss exponent)이며  $P_T(i)$  는  $i$ 플로우의 송신 전력이다.

[0040] 위의 식을 이용하고 수신장치와 interferer의 위치를 고려하면 도 2에 나타난 바와 같은 4가지 경우의 배타영역이 결정된다. 즉, 수신장치와 interferer가 서로 각각의 메인로브에 위치한 경우, 수신장치의 메인로브와 interferer의 사이드로브에 위치한 경우, 수신장치의 사이드로브와 interferer의 메인로브에 위치한 경우, 그리고 서로의 사이드로브에 위치한 경우이다.

[0041] 이렇게 결정된 배타영역을 기준으로 피코넷에 산재되어 있는 송신장치와 수신장치 쌍들을 공간을 활용하여 한 개의 채널을 동시에 사용할 수 있는 여러 개의 그룹으로 나눌 수 있다.

[0042] 플로우들을 동시전송 가능한 플로우들의 그룹으로 나누기 위한 그룹핑 알고리즘은 다음과 같다.

$F = \{f_i : i = 1, \dots, N_{req}\}$  를 다음 슈퍼프레임에서 전송을 하기 위해 채널을 요청하는 플로우들의 집합이라 하자.  $F_i$  와  $C$ 는  $F$ 의 부분집합으로 동시전송 가능한 플로우들의 집합과 두 개 이상의  $F_i$ 에 속한 플로우들로 이루어진 집합이라 하자. 그룹핑 알고리즘은  $\{F_i : i \geq 1\}$  와  $C$ 를 생성하는 과정으로 다음과 같다.

[0043] 그룹핑 알고리즘은 아래 단계를 통해 수행된다.

[0044] 1번째 단계에서 초기값으로  $i=1$ ,  $F_1$  와  $C$ 는 공집합으로 설정한다.

[0045] 2번째 단계에서 PNC는  $F$ 에서 한 플로우를 임의로 선택한다. 선택된 플로우는  $F_i$ 에 넣고  $F$ 에서는 제거한다.

[0046] 3번째 단계에서 새로운 플로우를  $F$ 에서 선택한다.

[0047] 4번째 단계에서 새로이 선택된 플로우가  $F_j$  (모든  $j, j \leq i$ ) 에 있는 각 플로우와 동시 전송이 가능한지를 배타영역을 기반으로 확인한다.

[0048] 이때, 만일 동시 전송이 가능하면 그 플로우를  $F_j$  에 넣고  $F$ 에서는 제거한다.

[0049] 하지만, 만일  $F_j$  (모든  $j, j \leq i$ ) 에 있는 플로우 중 어느 것 하나와도 동시전송이 불가능하면  $F_{i+1}$ 를 생성한다. 그 플로우는  $F_{i+1}$ 에 넣고  $F$ 에서는 제거한다.  $i$ 는  $i+1$ 로 재설정한다.

[0050] 5번째 단계에서 3번째 단계에서 4번째 단계의 과정을  $F=\emptyset$ 이 될 때까지 반복 수행한다.

[0051] 6번째 단계에서 두 개 이상의  $F_j$  그룹에 속한 플로우들을 찾아 C에 넣는다.

[0052] 그룹핑 알고리즘에 의해  $\{F_i\}_{i=1}^k$ ,  $k \leq N_{req}$  그룹이 생성되었다고 하자.  $G_i$ 와  $G_C$ 는 각각  $F_i$  와 C에 속한 플로우들이 다음 슈퍼프레임에서 전송할 데이터의 양으로 구성된 집합이라 하자.  $l_{ij}$ 와  $l_{ij}^C$  는 각각  $G_i \setminus G_C$  와  $G_i \cap G_C$  그룹에 속한 플로우 j의 데이터 양이라 하자.  $g_i$ ,  $c_i$  그리고 C는 각각  $G_i \setminus G_C$ ,  $G_i \cap G_C$  그리고  $G_C$  그룹에 속한 데이터의 수라 하자. 여기서  $G_i \setminus G_C$ 은  $G_i \cap G_C^{com}$ 로서 com은 여집합을 나타낸다. 그러면  $G_i \setminus G_C = \{l_{i1}, \dots, l_{ig_i}\}$ ,

$$G_C = \{l_{ic_1}^C \dots l_{ic_k}^C : i=1, \dots, k, \sum_{i=1}^k c_i = c\}, G_i = \{l_{i1}, \dots, l_{ig_i}, l_{i1}^C, \dots, l_{ic_i}^C\} \text{ 이고 } \sum_{i=1}^k g_i + c = N_{req}$$

이다. 여기서 어떤  $c_i$ 는 0일 수 있으며  $\sum_{j=1}^{g_i} l_{ij} + \sum_{j=1}^{c_i} l_{ij}^C$ 의 데이터는 같은 CTA 블록에서 전송될 수 있다.

$I_s^l$  ( $I_s^g$ )와  $I_{ns}^l$  ( $I_{ns}^g$ )을 다음 슈퍼프레임에서 스케줄링 되거나 스케줄링 되지 않은 플로우들(그룹들)로 구성된 인덱스 집합이라 하자. 그러면  $|I_s^l| + |I_{ns}^l| = N_{req}$  이고  $|I_s^g| + |I_{ns}^g| = k$ 이다. 여기서  $|A|$ 는 A의 크기 (A가 연속인 경우) 또는 원소의 개수(A가 불연속인 경우)를 나타낸다. 시스템이 saturate된 경우 어떤 프레임은 다음 슈퍼프레임에서 스케줄링되지 못할 수 있다. (즉,  $I_{ns}^l \neq \emptyset$ 와  $I_{ns}^g \neq \emptyset$ 이 가능함) 플로우 i의 전송률  $R_i$ 은  $R_{min} \leq R_i \leq R_{max}$ 을 만족해야 한다. 여기서  $R_{min}$ 과  $R_{max}$ 는 각각 해당 기술이 지원할 수 있는 최소 및 최대 전송률이다.

[0053] 본 발명에서는 co-channel interference (CCI) 및 장애물에 의한 채널 저하를 고려한다.  $P_{cci}$ 을 CCI에 의해 채널 저하가 일어날 확률이라 하자. 장치는 CCI에 의해 영향을 받는지의 여부를 알고 있으므로 평균적으로  $g_i + \lceil c/k \rceil$ 개의 플로우가 동시전송을 할 것이다. 그러면 데이터  $l_{ij}$ 의 전송률  $R_{ij}$ 는 아래 <수학식 6>과 같이 계산된다.

[0054] [수학식 6]

$$R_{ij} = \kappa_1 W \log_2 \left[ \kappa_2 G_T G_R P_T r_{j,j}^{-\alpha} / \{ (g_i + \lceil c/k \rceil) N_0 W + CI \cdot \chi_{CI_j} \} + 1 \right]$$

[0055] 여기서  $\chi$ 와 CI는 각각 indicator 함수와 CCI에 의해 저하된 전력이고,  $CI_j$ 는 플로우 j가 CCI의 영향을 받는 사건이다. 이때, CI와  $P_{cci}$ 은 각각 10dB 과 0.4로 알려져 있다.

[0057] 채널 할당을 요청하는 모든 플로우들에 대해 그룹핑 알고리즘을 적용하고  $R_{ij}$ 들을 상기 <수학식 6>을 이용하여



계산한다. 계산된  $R_{ij}$  이  $R_{\min}$  보다 작으면 그 장치는 전송할 수 없다. 그러므로 PNC는 다음 슈퍼프레임에서 어떤 CTA도 그 장치들에게는 할당하지 않는다. 즉, 만일 그런 장치들이 있으면 그 장치는 다음 슈퍼프레임의 스케줄링에서 제외한다.  $F_s$  를 계산된 전송률  $R_{\min}$  보다 큰 플로우들만 구성된 F의 부분집합이라 하고  $G_s$ 를  $F_s$ 에 속한 플로우들의 데이터 양들로 구성된 G의 부분집합이라 하자. 이렇게 구성된  $F_s$ 에는  $N, N \leq N_{req}$  개의 플로우가 있다고 하자.

- [0058] 고려하고 있는 두 개의 목적함수의 최적해(optimal solution)을 구하기 위한 각각의 알고리즘을 고려할 수도 있으나 그 각각의 알고리즘은 복잡도가 매우 크다. 본 발명에서는 두 개의 목적함수의 최적해는 아니지만 각 목적함수의 최적해들과의 차이가 작으면서 복잡도를 훨씬 줄이는 단순한 알고리즘, Random Concurrent Transmission (RCT)와 RCT를 이용하는 자원할당 장치의 구조를 제안한다.
- [0059] 도 3은 본 발명의 실시예에 따른 자원할당 장치를 나타낸다.
- [0060] 도 3을 참조하면, 자원할당 장치(300)는 그룹 생성부(310), CTAP(Channel Time Allocation Period) 스케줄링부(320) 및 CTAP 할당부(330)를 포함한다.
- [0061] 그룹 생성부(310)는 배타영역을 고려해서 동시에 전송할 수 있는 플로우들을 포함하는 플로우 그룹들을 생성한다. 이때, 그룹 생성부(310)는 상술한 그룹핑 알고리즘을 이용해서 플로우 그룹들을 생성할 수 있다.
- [0062] CTAP 스케줄링부(320)는 플로우 그룹들 별로 각 플로우 그룹에 속한 플로우들 중에서 최대 전송시간을 필요로 하는 플로우의 전송시간을 그 플로우 그룹의 전송시간으로 설정하며 이렇게 설정된 전송시간은 한 CTA이 구간이 길이가 된다. 플로우 그룹들이 생성된 순서대로 CTA들의 구간이 길이가 결정된다. CTAP 스케줄링부(320)는 그룹 생성부(310)에서 생성된 플로우 그룹 순으로 그 그룹에 속한 모든 플로우가 전송이 되는 플로우 그룹까지 CTAP 구간을 할당하는 스케줄링 방식이다.
- [0063] CTAP 할당부(330)는 CTAP 스케줄링부(320)에서 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하고, 사용 가능한 CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간이 존재하면, 사용 가능한 CTAP 구간을 할당한다.
- [0064] CTAP 할당부(330)는 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 사용 가능한 CTAP 구간을 할당한다.
- [0065] CTAP 할당부(330)는 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹을 검색하고, 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 사용 가능한 CTAP 구간을 할당한다.
- [0066] CTAP 할당부(330)는 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 생성된 순서가 가장 빠른 플로우 그룹에 사용 가능한 CTAP 구간을 할당한다.
- [0067] 도 4는 본 발명의 실시예에 따른 개략적인 자원할당 방법을 나타낸다.
- [0068] 도 4를 참조하면, 자원할당 장치는 410단계에서 배타영역을 고려해서 동시에 전송할 수 있는 플로우들을 포함하는 플로우 그룹들을 생성한다. 이때, 자원할당 장치는 상술한 그룹핑 알고리즘을 이용해서 플로우 그룹들을 생성할 수 있다.
- [0069] 그리고, 자원할당 장치는 412단계에서 플로우 그룹들 별로 플로우 그룹에 속한 플로우들 중에서 최대 전송시간을 필요로 하는 플로우의 전송시간을 플로우 그룹들의 전송시간으로 설정하고, CTAP(Channel Time Allocation Period) 구간을 플로우 그룹들이 생성된 순서대로 할당한다. 플로우 그룹들이 생성된 순서대로 CTAP 구간을 할당하는 이유는 일반적으로 먼저 만들어진 그룹에 많은 플로우들이 속하므로 이 순서에 의한 스케줄링은 수율 면에서 수율을 최대화하는 알고리즘과의 차이를 줄일 수 있다.

- [0070] 그리고, 자원할당 장치는 414단계에서 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하는지 확인한다.
- [0071] 414단계의 확인결과 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하지 않으면, 자원할당 장치는 본 알고리즘을 종료한다.
- [0072] 414단계의 확인결과 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹이 존재하면, 자원할당 장치는 416단계에서 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 존재하는지 검색한다.
- [0073] 416단계의 검색결과 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 검색되지 않으면, 자원할당 장치는 420단계를 수행한다.
- [0074] 416단계의 검색결과 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 모든 플로우가 전송될 수 있는 플로우 그룹이 검색되면, 자원할당 장치는 418단계에서 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 사용 가능한 CTAP 구간을 할당한다.
- [0075] 그리고, 자원할당 장치는 420단계에서 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹이 존재하는지 검색한다.
- [0076] 420단계의 검색결과 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹이 검색되면, 자원할당 장치는 422단계에서 검색된 플로우 그룹들이 생성된 순서에 따라 사용 가능한 CTAP 구간을 전송 가능한 플로우에 할당한다.
- [0077] 420단계의 검색결과 사용 가능한 CTAP 구간 동안에 전송 가능한 플로우를 포함하는 플로우 그룹이 검색되지 않으면, 자원할당 장치는 424단계에서 채널을 할당받지 못한 플로우 그룹 중에서 생성된 순서가 가장 빠른 플로우 그룹에 사용 가능한 CTAP 구간을 할당해서 포함된 플로우의 일부만이라도 전송한다.
- [0078] 그러면 도 4에서 설명한 자원할당 방법을 수식을 이용해서 아래 도 5에서 도 8을 참조해서 보다 상세히 설명한다.
- [0079] 도 5에서 도 7은 본 발명의 실시예에 따른 자원할당 방법을 나타낸다.
- [0080] 도 5에서 도 7을 참조하면, 자원할당 장치는 510단계에서 자원을 요청하는 플로우 중 다음 슈퍼프레임에서 전송 가능한 N개의 플로우를 상술한 그룹핑 알고리즘을 이용하여 그룹핑한다. 그 결과 자원할당 장치는  $\{F_i\}_{i=1}^k, C, \{G_i\}_{i=1}^k$  그리고  $G_C, k \leq N$  를 획득한다.
- [0081] 그리고, 자원할당 장치는 511단계에서 각 플로우의 전송률을 계산한다. 각 플로우의 전송률은 상기 <수학식 6>에서  $\lceil c/k \rceil$  을  $c_i$  로 대체하여 계산한다. 계산된  $R_{ij}, i = 1, \dots, k, j = 1, \dots, g_i + c_i$  은 스케줄링 알고리즘에서 사용될 전송률이다.
- [0082] 그리고, 자원할당 장치는 512단계에서  $F_i$  가 만들어진 순서대로 CTA를 할당한다. 즉,  $F_1$  에 가장 먼저 CTA를 할당하고, 각 플로우 그룹에 속한 플로우들이 모두 전송할 수 있는 플로우 그룹까지 CTA를 할당한다. 할당하는 CTA의 크기는  $G_i \setminus G_C$  에 속한 로드들 중 가장 긴 전송시간을 필요로 하는 로드가 모두 전송이 되도록 그 시간을 CTA 블록의 크기로 정한다. (i.e. i 번째 CTA의 길이는  $|CTA_i| = \max_{l_{ij} \in G_i \setminus G_C} (l_{ij} / R_{ij}), i = 1, \dots, k.$ )
- [0083] 그리고, 자원할당 장치는 513단계에서 슈퍼프레임에서 지원할 수 있는 CTA의 수,  $|I_s^g|$  를 결정하기 위하여 다음 식을 만족하는 최대값  $n, n \leq k$  을 다음과 같이 구한다:  

$$\sum_{i=1}^n CTA_i \leq T_{CTAP\_max} - T_{MCTA} - n \cdot T_{guard}$$
여기서  $T_{CTAP\_max}$  는 사용 가능한 CTAP의 길이의 최대값이다.
- [0084] 자원할당 장치는 514단계에서  $n = k$  일 때와  $n < k$  때를 고려한다.

[0085] 514단계에서  $n < k$  인 경우 자원할당 장치는 515단계에서 514단계에서 모든  $k$  플로우 그룹에 CTA를 할당한다. 이때,  $|I_s^g| = k$  이다.

[0086] 한편, 514단계에서  $n < k$  인 경우 자원할당 장치는  $T_{remain} = T_{CTAP\_max} - T_{MCTA} - n \cdot T_{guard} - \sum_{i=1}^n CTA_i$  로 정의된 남은 시간  $T_{remain}$ 이 0보다 큰지 확인해서 516단계에서 525단계를 수행한다.

[0087] 516단계에서 525단계는 CTA를 자원을 할당받지 플로우 그룹에 속한 데이터들 중에서 그 슈퍼프레임에서 예약에 사용되지 않은 짧은 남은 시간 동안  $\{G_{n+r} \setminus G_C\}_{r=1}^{k-n}$  에서 전송이 가능한 데이터들을 선별하여 CTA를 할당하는 과정이다. 516단계에서 525단계는 다음 슈퍼프레임에서 전송해야 하는 데이터의 양을 줄이는 것이 목적이다.

[0088] 즉,  $n < k$  이고  $T_{remain} > 0$  이면,  $\{G_{n+r} \setminus G_C\}_{r=1}^{k-n}$  에 속한 로드들 중  $T_{remain}$  시간 내에 전송이 완료될 수 있는 로드들이 있는지 확인한다. 이러한 확인은 그룹별로, 또한 그룹이 만들어진 순서대로 시행한다. 즉, 그룹의 순서에 따라  $G_{n+1} \setminus G_C$  그룹에서 시작하여  $G_k \setminus G_C$  을 마지막으로 확인한다.

[0089] 516단계에서 525단계를 보다 상세히 설명하면, 먼저 자원할당 장치는 516단계에서  $r = 1$  로 초기값을 설정한다.

[0090] 그리고, 자원할당 장치는 520단계에서  $G_{n+r} \setminus G_C$  그룹에서  $T_{remain}$  시간 동안 전송이 완료될 수 있는 데이터들을 검색한다.

[0091] 520단계의 검색결과  $G_{n+r} \setminus G_C$  그룹에서  $T_{remain}$  시간 동안 전송이 완료될 수 있는 데이터가 검색되면, 자원할당장치는

[0092] 522단계에서  $CTA_{n+1}$  를 그 데이터들이 전송을 하기 위해 필요한 시간으로 설정하고  $|I_s^g|$  을 1만큼 증가시킨다. 또한, 자원할당장치는 523단계에서  $T_{remain}$  를  $T_{remain} = T_{CTAP\_max} - T_{MCTA} - (n+r) \cdot T_{guard} - \sum_{i=1}^{n+r} |CTA_i|$  로 재설정한다.

[0093] 그리고, 자원할당 장치는 517단계에서 재설정된  $T_{remain}$  이 0보다 크고  $|I_s^g| < k$  이면 519단계에서  $r$  을  $r+1$ 로 바꾸고,  $|I_s^g| = k$  또는  $T_{remain} = 0$  이 될 때까지 517단계에서 523단계를 반복하여 실행한다.

[0094] 만일 520단계에서  $\{G_{n+r} \setminus G_C\}_{r=1}^{k-n}$  그룹에 남은 시간 동안 전송을 완료할 수 있는 데이터들이 없으면, 자원할당 장치는 525단계에서  $|CTA_{n+1}| = T_{remain}$  와  $|I_s^g| = n+1$  로 설정하고  $G_{n+1}$ 에 CTA를 할당한다.

[0095] 510단계에서 525단계까지의 과정으로  $\{|CTA_i|\}_{i=1}^{n+r}$  는  $\{G_i \setminus C\}_{i=1}^{n+r}$  에 속한 데이터들에 의해 결정이

되었고  $|I_s^g| = k + r$  이다.  $G_{n+r_1} \setminus G_C$  ( $r_1 = 1, \dots, r, r > 0$ ) 에는  $CTA_{n+r_1}$ 에서 동시 전송은 하나 전송을 완료할 수 없는 데이터들이 존재할 수 있다. 즉 데이터의 일부분만은  $CTA_{n+r_1}$ 에서 전송되는 플로우들이 있을 수 있다.

[0096]  $G_C$  에 속한 데이터들은 두 개 이상의  $G_i$  에 속해 있을 수 있다.

[0097] 자원할당 장치는 526단계에서  $G_C$  에 속한 데이터가  $G_i$  에 속해 있는지 확인해서 다음 527에서 538단계를 수행한다.

[0098] 526단계의 확인결과  $G_C$  에 속한 데이터가  $G_i$  ( $i = 1, \dots, n+r$ ) 에 속한 경우를 먼저 살펴보자.

[0099] 자원할당 장치는 데이터가 한 CTA에서 전송이 완료될 수 있으면, 해당 CTA에서 전송한다.

[0100] 자원할당 장치는 데이터가 크거나 전송률이 낮아 한 CTA에서 전송이 완료될 수 없으면 먼저 정해진 동시전송이 가능한 사용할 수 있는 CTA부터 충분히 사용하여 순차적으로 사용 가능한 여러 개의 CTA를 사용하여 전송한다.

[0101] CTA의 크기가  $G_i \setminus G_C$  에 속한 데이터들에 의해 결정되었기 때문에  $G_i \cap G_C, i = 1, \dots, n+r$  에는 할당된 CTA에서 전송을 완료할 수 없는 데이터들이 있을 수 있다.  $(G_i \cap G_C)_{re}$  을  $G_i \cap G_C$  데이터들 중 이전에 할당된 CTA들에서 전송하지 못하고 남은 로드들의 양이라 하자.

[0102]  $(G_i \cap G_C)_{re} \neq \emptyset$  이고  $T_{remain} > 0$  인 경우, 자원할당 장치는  $G_i \setminus G_C$  대신  $(G_i \cap G_C)_{re}$  에 속한 데이터들로  $i=1$ 에서  $i=n+r$ 까지 512단계를 수행한다. 남은 CTAP 구간은 이 데이터들에게 할당한다. 531단계에서 길이가  $|CTA_{k+r+i}|$  ( $i = 1, \dots, c_1$ ) 인  $c_1$  개의 CTA가  $(G_i \cap G_C)_{re}$  에 할당되었다고 하자. 그러면 532단계에서  $T_{remain} = T_{remain} - \sum_{i=1}^{c_1} |CTA_{k+r+i}|$  과  $|I_s^g| \leftarrow |I_s^g| + c_1$  로 재설정한다.

[0103]  $(G_i \cap G_C)_{re} \neq \emptyset$  이고  $T_{remain} = 0$  인 경우,  $(G_i \cap G_C)_{re}$  에 속한 데이터들은 다음 슈퍼프레임에서는 CTA를 할당 받을 수 없다. 이 경우  $c_1 = 0$  로 설정한다.

[0104]  $(G_i \cap G_C)_{re} \neq \emptyset$  인 경우,  $G_i \cap G_C, i = 1, \dots, n+r$  에 속한 데이터들은  $CTA_i, i = 1, \dots, n+r$  에서 전송이 완료된 경우이다. 이 경우  $c_1 = 0$  로 설정한다.

[0105] 다음으로, 526단계의 확인결과  $G_C$  에 속한 데이터가 어떤  $G_i, i = 1, \dots, n+r$  에도 속하지 않은 경우를 살펴보자.

[0106] 534단계의 확인결과  $T_{remain} > 0$  인 경우,  $G_i \setminus G_C$  대신  $l \in G_C \setminus (\cup_{r_1=1, \dots, r} G_{n+r_1})$  에 속한 데이터들

로 512단계를 수행하고 남은 시간을 이 데이터들에게 할당한다. 한다. 길이가  $|CTA_{k+r+c_1+i}| (i=1, \dots, c_2)$  인  $c_2$  개의 CTA가  $G_C \setminus (\cup_{r_1=1, \dots, r} G_{n+r_1})$  에 속한 데이터들에

게 새롭게 할당되었다고 하자.  $T_{remain} = T_{remain} - \sum_{i=1}^{c_2} |CTA_{k+r+c_1+i}|$  와  $|I_s^g| \leftarrow |I_s^g| + c_2$  로 재설정한다.

[0107] 534단계의 확인결과  $T_{remain} = 0$  인 경우, 다음 슈퍼프레임에서는 CTA를 할당 받지 못한다.

[0108] 그러므로 도 5에서 도 7을 참조하면, 처음  $|I_s^g|$  개의 그룹  $G_1, \dots, G_{|I_s^g|}$  에 속한 데이터들은 전송을 완료하거나 부분적으로 완료할 것이고  $k - |I_s^g|$  그룹에 속한 데이터들은 다음 슈퍼프레임에서는 CTA를 할당 받지 못할 것이다.

[0109] 도 8은 본 발명의 실시예에 따른 자원할당 방법을 설명하는 예를 나타낸다.

[0110] 도 8을 참조하면, 자원할당 장치가 다음 슈퍼프레임에서 스케줄링을 해야 하는 플로우는 N=10이라 가정하였고 이는 다음과 같이 주어져 있다.  $f_1(3), f_2(2), f_3(2), f_4(4), f_5(1), f_6(6), f_7(10), f_8(7), f_9(8), f_{10}(9)$ .

[0111] 여기서 괄호 안의 수는 그 플로우에 대응하는 데이터의 양을 나타낸 것이다. 그룹핑 알고리즘에 의하여  $F_1 = \{f_1, f_4, f_6, f_8, f_{10}\}$ ,  $F_2 = \{f_1, f_4, f_5\}$ ,  $F_3 = \{f_2, f_3, f_4, f_7\}$ ,  $F_4 = \{f_8, f_9, f_{10}\}$  및  $C = \{f_1, f_4, f_8, f_{10}\}$  로 그룹핑되었다.

[0112] 그러면  $\{G_i\}_{i=1}^4, G_C$  그리고  $\{G_i \setminus G_C\}_{i=1}^4$  는 각각  $G_1 = \{3, 4, 6, 7, 9\}$ ,  $G_2 = \{1, 3, 4\}$ ,  $G_3 = \{2, 2, 4, 10\}$ ,  $G_4 = \{7, 8, 9\}$ ,  $G_C = \{3, 4, 7, 9\}$ ,  $G_1 \setminus G_C = \{6\}$ ,  $G_2 \setminus G_C = \{1\}$ ,  $G_3 \setminus G_C = \{2, 2, 10\}$  및  $G_4 \setminus G_C = \{8\}$  이 된다.

[0113] 예를 단순화하기 위하여 만일 모든 장치가 같은 전송률 1을 사용한다고 가정한다. (즉, 모든 i 와 j에 대하여  $R_{ij} = 1$ ) 이 예제에서는 CTAP의 길이가 모든 그룹  $\{G_i \setminus G_C\}_{i=1}^4$  을 할당할 만큼 충분한 경우 (Case 1)와 그렇지 않은 경우 (Case 2)를 나누어 생각한다.

[0114] Case 1인 경우의 CTA의 크기는 다음과 같다:

[0115]  $CTA_1 = 6, \quad CTA_2 = 1, \quad CTA_3 = 10, \quad CTA_4 = 8.$

[0116] 반면에 Case 2의 경우에는  $\{CTA_i\}_{i=1}^3$  는 Case 1과 같으나  $CTA_4$  는 남은 CTAP의 구간의 길이가 된다.  $G_C$  에 속한 플로우들은 결정된 CTA에서 전송할 수 있는 양만큼 전송이 된다. 예를 들면,  $f_8$  과  $f_{10}$  은  $CTA_1$  에서 동시전송이 가능하므로  $CTA_1$  에서 전송을 하나 그 길이가 데이터를 다 전송할 정도로 충분히

길지는 않다. 그런데 이 플로우들은  $CTA_4$ 에서 동시전송을 할 수 있으므로 남은 데이터는  $CTA_4$ 에서 모두 전송된다.  $CTA_4$ 는  $f_9$ 를 모두 전송할 만큼 충분히 길지 않으므로 일부만이 전송되고 전송되지 못하는 데이터의 일부분이 생긴다. 검은색으로 표시된 것이 전송되지 못하는 데이터의 양이다.

[0117] 본 발명은 설명의 편의를 위해 IEEE 802.15.3(802.15.3c)의 슈퍼프레임 구조를 예로 들어 그 알고리즘을 설명하였다. 하지만 본 발명은 지향성 안테나를 사용하는 모든 무선 네트워크의 예약기반 자원할당구간에 적용 될 수 있다.

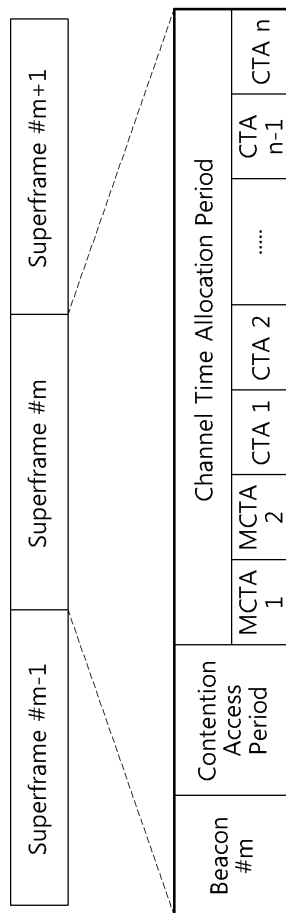
[0118] 본 발명의 실시 예에 따른 방법들은 다양한 컴퓨터 수단을 통하여 수행될 수 있는 프로그램 명령 형태로 구현되어 컴퓨터 판독 가능 매체에 기록될 수 있다. 상기 컴퓨터 판독 가능 매체는 프로그램 명령, 데이터 파일, 데이터 구조 등을 단독으로 또는 조합하여 포함할 수 있다. 상기 매체에 기록되는 프로그램 명령은 본 발명을 위하여 특별히 설계되고 구성된 것들이거나 컴퓨터 소프트웨어 당업자에게 공지되어 사용 가능한 것일 수도 있다.

[0119] 이상과 같이 본 발명은 비록 한정된 실시예와 도면에 의해 설명되었으나, 본 발명은 상기의 실시예에 한정되는 것은 아니며, 본 발명이 속하는 분야에서 통상의 지식을 가진 자라면 이러한 기재로부터 다양한 수정 및 변형이 가능하다.

[0120] 그러므로, 본 발명의 범위는 설명된 실시예에 국한되어 정해져서는 아니 되며, 후술하는 특허청구범위뿐 아니라 이 특허청구범위와 균등한 것들에 의해 정해져야 한다.

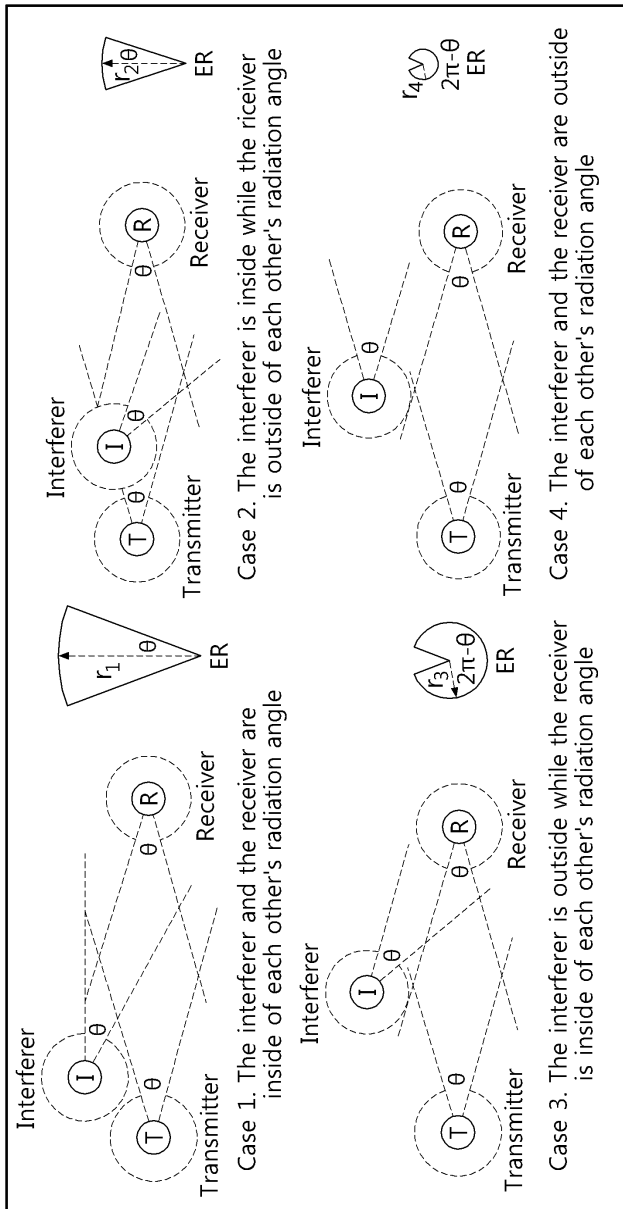
**도면**

**도면1**

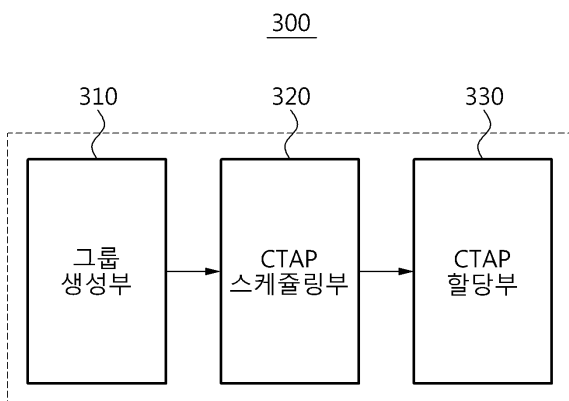




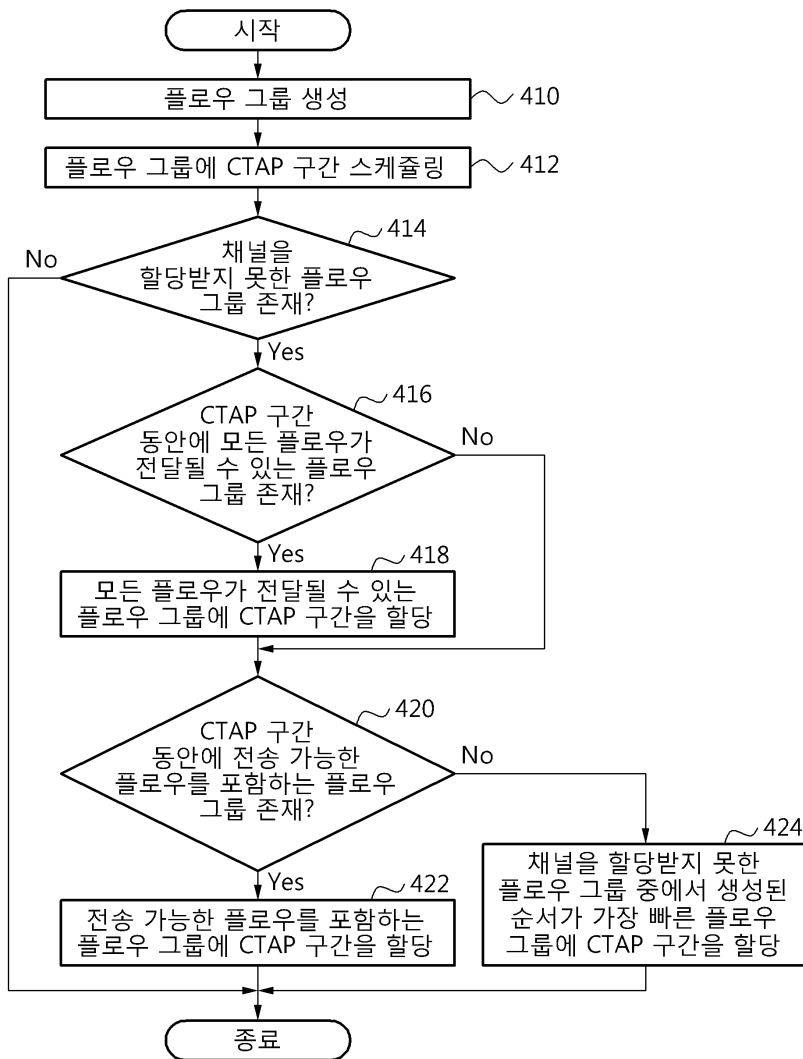
도면2



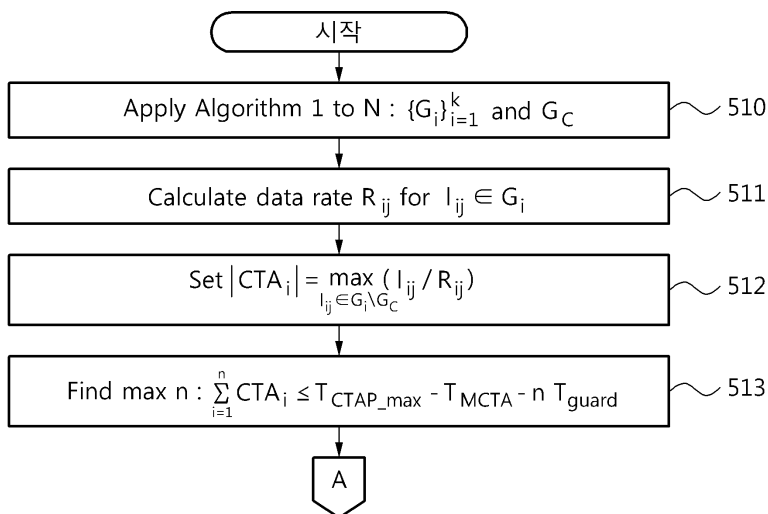
도면3



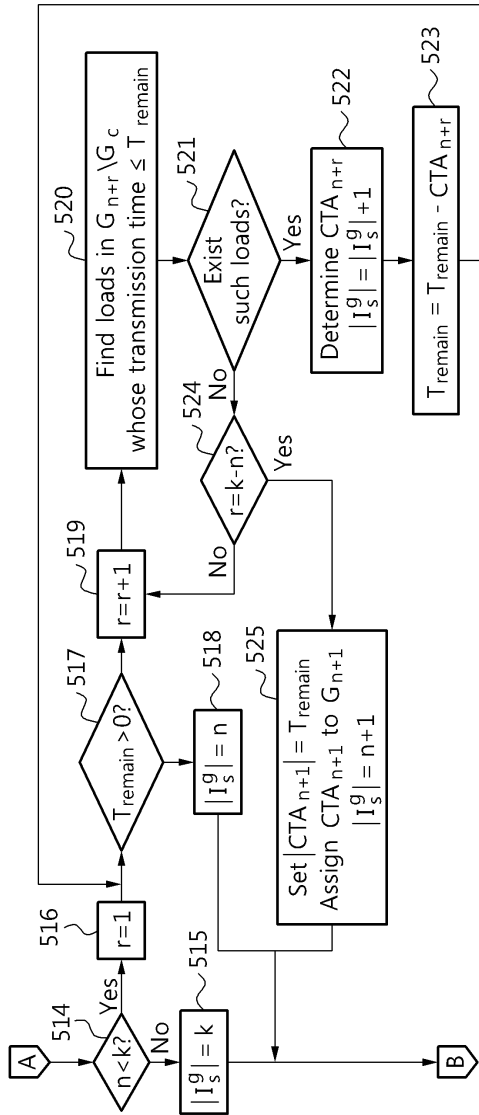
도면4



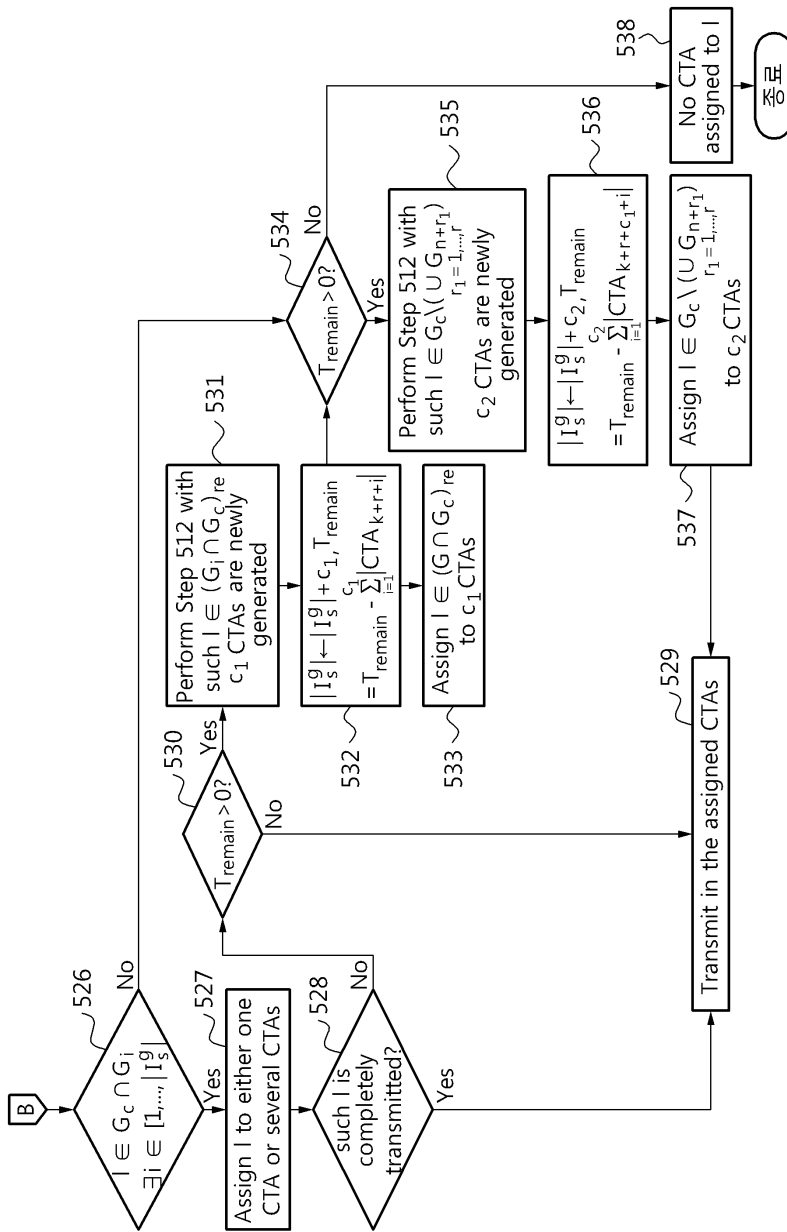
도면5



도면6



도면7



도면8

