



(19) 대한민국특허청(KR)  
(12) 등록특허공보(B1)

(51) 。 Int. Cl.

<i>H04B 7/26</i> (2006.01)	(45) 공고일자	2007년01월25일
<i>H04B 7/212</i> (2006.01)	(11) 등록번호	10-0673844
<i>H04J 3/00</i> (2006.01)	(24) 등록일자	2007년01월18일
<i>H04L 12/43</i> (2006.01)		

(21) 출원번호	10-2005-7007182	(65) 공개번호	10-2005-0071623
(22) 출원일자	2005년04월25일	(43) 공개일자	2005년07월07일
심사청구일자	2005년04월25일		
변역문 제출일자	2005년04월25일		
(86) 국제출원번호	PCT/US2003/030748	(87) 국제공개번호	WO 2004/040778
국제출원일자	2003년09월30일	국제공개일자	2004년05월13일

(30) 우선권주장 10/280,949 2002년10월25일 미국(US)

(73) 특허권자 해리스 코포레이션  
미합중국 플로리다 32919 멜보른 웨스트 나사 블러바드 1025

(72) 발명자 케인, 요셉, 비브  
미합중국, 32903, 플로리다주, 인디아란틱, 멜버른 애번뉴, 200

빌하츠, 토마스, 제이  
미합중국, 32935, 플로리다주, 멜버른, 폴로니어스 레인, 2355

(74) 대리인 손은진

심사관 : 박성호

전체 청구항 수 : 총 12 항

(54) 통신 시스템에 있어서 통신 링크 설치 및 불균형 트래픽부하 취급 방법 및 장치

(57) 요약

무선 통신 네트워크는 송수신기(14), 송수신기(14)에 연결된, 위상 배열 안테나와 같은, 지향성 안테나(16), 및 송수신기(14)에 연결된 컨트롤러(18)를 각각 포함하는 복수의 이동 노드들(12)을 포함한다.

제어기(18)는 각각의 인접한 이동 노드들과 통신 링크를 설치하기 위하여 각각의 시간 프레임에 대하여 개개의 반 영구적 시간 슬롯(18a)을 스케줄하며 각각의 시간 프레임 안에서 적어도 하나의 가용의 시간 슬롯을 남긴다. 제어기(18)는 또한 링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 제공하기 위하여 적어도 하나의 가용의 시간 슬롯을 스케줄한다. 지향성 안테나(16)는 통신 중에 제어기(18)에 의하여 각각 인접한 이동 노드방향으로 지향되어 진다. 제어기(18)는 또한 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들을 할당함에 각각의 인접한 이동 노드들과의 통신을 조정한다.

대표도

도 2

## 특허청구의 범위

### 청구항 1.

복수의 이동 노드들을 포함하여, 각 이동 노드는 송수신기, 상기 송수신기에 연결된 지향성 안테나, 및 상기 송수신기에 연결된 제어기를 포함하며,

상기 제어기는,

각각의 이웃하는 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 시간 슬롯을 스케줄하는 시간 스케줄링 유닛,

통신중인 각각의 인접하는 이동 노드 방향으로 상기 지향성 안테나를 지향하기 위한 안테나 지향 유닛, 및

링크 통신 요구에 기초하여 상기 시간 슬롯들을 시간 슬롯 유닛에 할당함으로써 각각의 인접한 이동 노드와의 통신을 조정하는 트래픽 조정 유닛을 포함하여 구성되고,

상기 제어기는 할당된 시간 슬롯들에 기초하여 시간 슬롯들의 스케줄링을 조정하는 것을 특징으로 하는 무선통신 네트워크 시스템.

### 청구항 2.

제 1 항에 있어서,

상기 트래픽 조정 유닛은 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들의 벌크 세트를 할당하는 것을 특징으로 하는 무선통신 네트워크 시스템.

### 청구항 3.

제 1 항에 있어서,

상기 트래픽 조정 유닛은 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드들로부터 시간 슬롯들의 벌크 세트를 요구하는 것을 특징으로 하는 무선통신 네트워크 시스템.

### 청구항 4.

제 1 항에 있어서,

상기 트래픽 조정 유닛은 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들의 최대 갯수를 증가시키는 것을 특징으로 하는 무선통신 네트워크 시스템.

### 청구항 5.

제 1 항에 있어서,

상기 트래픽 조정 유닛은 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들을 재할당하는 것을 특징으로 하는 무선통신 네트워크 시스템.

### 청구항 6.

송수신기, 상기 송수신기에 연결된 지향성 안테나, 및 상기 송수신기에 연결되고 제어기를 포함하여 구성되는 각각의 이동 노드에 대하여;

인접하는 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 각각의 시간 프레임에 대하여 개개의 반영구적 시간 슬롯 스케줄링하는 단계 및 적어도 하나의 가용 시간 슬롯을 각각의 시간 프레임에 남겨두는 단계;

링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드와의 통신을 제공하기 위하여 적어도 하나의 가용 시간 슬롯을 스케줄링하는 단계;

통신 중에 각각의 인접하는 이동 노드들 방향으로 지향성 안테나를 지향하는 단계;

통신 링크 요구에 기초한 스케줄링을 위하여 시간 슬롯들을 할당함으로써 각각의 인접하는 이동 노드와의 통신을 조정하는 단계;를 포함하여 구성되는 것을 특징으로 하는 복수의 이동 노드들을 위한 통신 링크 설치 방법.

### 청구항 7.

제 6항에 있어서,

상기 통신 조정 단계는 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들의 벌크 세트를 할당하는 단계를 포함하는 것을 특징으로 하는 복수의 이동 노드들을 위한 통신 링크 설치 방법.

### 청구항 8.

제 6 항에 있어서,

상기 통신 조정 단계는 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드들로부터 시간 슬롯들의 벌크 세트를 요구하는 단계를 포함하여 구성되는 것을 특징으로 하는 복수의 이동 노드들을 위한 통신 링크 설치 방법.

### 청구항 9.

제 6 항에 있어서,

상기 통신 조정 단계는 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들의 최대 갯수를 증가시키는 단계를 포함하여 구성되는 것을 특징으로 하는 복수의 이동 노드들을 위한 통신 링크 설치 방법.

### 청구항 10.

제 6 항에 있어서,

상기 통신 조정 단계는 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들을 재할당하는 단계를 포함하여 구성되는 것을 특징으로 하는 복수의 이동 노드들을 위한 통신 링크 설치 방법.

## 청구항 11.

제 6 항에 있어서,

복수의 통신 링크들은 스케줄된 반-영구적 시간 슬롯 안에서 설치되고, 각각의 통신 링크는 이웃하는 이동 노드들의 서로 다른 쌍을 포함하는 것을 특징으로 하는 복수의 이동 노드들을 위한 통신 링크 설치 방법.

## 청구항 12.

제 6 항에 있어서,

상기의 지향성 안테나는 위상 배열 안테나를 포함하여 구성되는 것을 특징으로 하는 복수의 이동 노드들을 위한 통신 링크 설치 방법.

### 명세서

#### 기술분야

본 발명은 통신분야에 관련되며, 좀 더 구체적으로, 지향성 안테나를 가지고 작동하는 이동 통신 시스템들의 네트워크와 관련된다.

#### 배경기술

시분할 다중 접속(TDMA)은 무선 이동 통신 시스템 간의 통신 링크 설치를 위하여 사용되는 접속 방식의 하나의 예이다. 무선 이동 통신 시스템 간의 통신 링크들은 시간 프레임들의 시리즈 안에서 설치된다. 각각의 시간 프레임은 시간 슬롯들로 분할되고, 각각의 무선 이동 통신 시스템은 적어도 하나의 시간 슬롯을 할당받는다.

무지향성 안테나는 전형적으로, 하나의 이동 통신 시스템에 의하여 전송된 정보가 모든 다른 이동 통신 시스템들에 의하여 수신되도록 하기 위해 무선 이동 통신 시스템에 의하여 사용된다. 이동 통신 시스템들이 하나의 고정 주파수에서 작동할 때, 그들은 채널 간섭을 방지하기 위하여 그들 개개의 시간 슬롯들 안에서 전송함에 있어 교대로 하여야 한다.

두개의 무선 통신 시스템 간의 통신 링크의 품질을 향상시키기 위하여, 지향성 안테나가 사용될 수 있다. 지향성 안테나는 나머지 지역을 향하는 안테나 이득을 감소시키면서 범위에 있어 한정된 요구되는 지역 안에서 증가된 안테나 이득을 제공한다.

프리트체트(Pritchett)의 미국 특허 No. 5,767,807은 무선 통신 시스템들의 네트워크 안에서 통신 링크들을 설치하는데 사용되는 위상 배열 안테나를 개시한다. 위상 배열 안테나는 선택적으로 안테나 패턴을 제어하기 위한 기생 소자들을 포함한다. 위상 배열 안테나는 모든 기생 소자들이 높은 임피던스 상태에 있을 때 무지향성 신호를 방사하고, 기생 소자들의 선택된 갯수가 스위칭 회로들에 응답하여 낮은 임피던스 상태에 놓일 때 지향성 신호를 방사한다.

특히, 프리트체트(Pritchett)의 '807 특허는, 고정된 수신 무선 통신 시스템으로부터 고정된 개시 무선 통신 시스템에 의한, 네트워크 상에서 작동하는 무선 통신 시스템들의 리스트 그리고 각각의 무선 통신 시스템에 대한 상응하는 개개의 시간 슬롯 리스트의 획득을 개시한다. 표는 무선 통신 시스템들 간의 시간 슬롯을 스케줄하기 위해 그 리스트에 기초하여 생성된다.

지향성 안테나를 가지고 작동하는 무선 통신 시스템들에 대하여 시간 슬롯을 스케줄하는 것은, 특히 무선 통신 시스템들이 이동식일 때, 복잡하다. 이러한 동적 네트워크 상에서, 이동 통신 시스템들은 계속해서 네트워크 안으로 들어가고 네트워크로부터 떨어져 나온다. 더욱이, 불균형 트래픽 부하들의 취급을 향상시킬 필요가 있다.

### 발명의 상세한 설명

본 출원은 2002년 1월에 출원되어 진행중인 연속 숫자 10/043,457 출원의 컨틴유에이션-인-파트이다. 그 전체 명세서 내용은 참조로 여기에 통합된다.

본 발명의 목적은 무선 이동의 특별한 네트워크에서 시간 슬롯들을 스케줄하고 통신 링크 요구들에 있어서의 불균형 트래픽 노드들의 취급을 향상시키기 위한 것이다.

본 발명에 따르는 이러한 또는 다른 목적들, 장점들 및 특징들은 각각 송수신기, 지향성 안테나, 송수신기에 연결된, 예를 들어 위상 배열 안테나와 같은 지향성 안테나, 및 송수신기에 연결된 제어기를 포함하여 구성되는 복수의 이동 노드들을 포함하는 무선 통신 네트워크에 의하여 제공된다. 제어기는 각각의 인접하는 이동 노드들과의 통신 링크를 설치하기 위하여 시간 슬롯을 스케줄하는 시간 슬롯 스케줄링 유닛, 통신 중인 각각의 인접하는 이동 노드 방향으로 지향성 안테나를 지향하기 위한 안테나 지향 유닛, 이에 더하여, 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들을 시간 슬롯 유닛에 할당함으로써 각각의 인접한 이동 노드와의 통신을 조정하는 트래픽 조정 유닛을 포함한다. 제어기는 할당된 시간 슬롯들에 기초하여 시간 슬롯들의 스케줄링을 조정한다. 시간 슬롯 스케줄링 유닛은 각각의 인접하는 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 각각의 시간 프레임에 대하여 개개의 반 영구적 시간 슬롯을 스케줄하고 각각의 시간 프레임 상에 적어도 하나의 유용한 시간 슬롯을 남겨두는 제 1 시간 슬롯 유닛, 또한 링크 통신 요청에 기초하여 인접하는 이동 노드와의 통신 링크를 제공하기 위하여 적어도 하나의 가용 시간 슬롯을 스케줄하는 제 2 시간 슬롯 유닛을 포함할 수 있다.

트래픽 조정 유닛은 증가된 링크 통신 요구에 기초하여 시간 슬롯들의 벌크 세트를 할당할 수 있고, 및/또는 증가된 링크 통신 요청에 기초하여 인접한 이동 노드들로부터 시간 슬롯들의 벌크 세트를 요청할 수 있다. 또한, 트래픽 조정 유닛은 시간 슬롯들의 최대 숫자를 증가시킬 수 있고, 시간 슬롯들을 재할당할 수 있고, 및/또는 증가된 링크 통신 요청에 기초하여 반 시간 슬롯들을 할당할 수 있다. 이러한 증가된 링크 통신 요구는 스트리밍 비디오 및/또는 고 비율 센서 데이터를 포함할 수 있다.

본 발명에 따른 목적들, 장점들 및 특징들은 또한 복수의 이동 노드들에 대하여 통신 링크들을 설치하기 위한 방법에 의하여 제공된다. 그 방법은,

인접하는 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 각각의 시간 프레임에 대하여 개개의 반영구적 시간 슬롯 스케줄링하는 단계 및 적어도 하나의 가용 시간 슬롯을 각각의 시간 프레임에 남겨두는 단계,

링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드와의 통신을 제공하기 위하여 적어도 하나의 가용 시간 슬롯을 스케줄링하는 단계,

지향성 안테나는 통신 중에 각각의 인접하는 이동 노드들 방향으로 지향되고, 각각의 인접하는 이동 노드와의 통신은 통신 링크 요구에 기초한 스케줄링을 위하여 시간 슬롯들을 할당함으로써 조정된다.

### 실시예

본 발명은 발명의 바람직한 실시예가 도시된 첨부된 도면을 참조하여 이하에서 좀 더 상세히 설명될 것이다. 그러나, 본 발명은 많은 다른 형태로 실시될 수 있으며 여기에 설명된 실시예에 한정되는 것으로 해석되어서는 안된다. 오히려, 이러한 실시예들은 이 명세서가 철저하고 완벽할 수 있도록 하기 위해, 그리고 당업자에게 발명의 범위를 전부 전달하기 위해 제공된다. 처음부터 끝까지 같은 숫자들은 같은 요소들을 언급하며 프라임 기호들은 대체적인 실시예들에 사용된다. 층들 및 영역들의 차원들은 명확성을 위해 그림에서 과장될 수 있다.

도 1-2를 참조하면, 무선 이동 통신 네트워크(10)는 복수의 무선 이동 노드들(12a-12h)을 포함한다. 각각의 이동 노드(12a-12h)는 송수신기(14), 송수신기에 연결된 방향성 안테나(16), 그리고 송수신기에 연결된 제어기(18)를 포함한다.

제어기(18)는 각각의 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 각 시간 프레임에 대하여 개개의 반영구적 시간 슬롯을 스케줄링하고 반면에 각 시간 프레임에 적어도 하나의 가용의 시간 슬롯을 남겨두기 위한 반영구적 시간 슬롯 유닛(18a)을 포함한다. 가용의 시간 슬롯 유닛(18b)은 또한 링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 제공하기 위하여 적어도 하나의 가용의 시간 슬롯을 스케줄한다. 부가적으로, 제어기(18)는 통신 중에 각각의 인접한 이동 노드 방향으로 지향성 안테나를 지향하기 위한 안테나 지향 유닛(18c)을 포함한다.

병렬 작동은 시간 슬롯 할당 지연을 줄일 수 있다. 따라서, 반영구적 시간 슬롯 유닛(18a)은, 인접한 이동 노드들로부터 수신된 복수의 반영구적 시간 슬롯 요구들을 처리하면서, 각각의 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 개개의 시간 프레임들에 대하여 하나 또는 그 이상의 반영구적 시간 슬롯 요구들을 개시하고 각 시간 프레임 상에 적어도 하나의 가용 시간 슬롯을 남겨둘 수 있다. 가용의 시간 슬롯 유닛(18b)은, 인접한 이동 노드들로부터 수신된 복수의 가용 슬롯 요구들을 처리하면서, 링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 제공하기 위하여 하나 또는 그 이상의 가용 시간 슬롯 요구들을 개시할 수 있다

다른 말로, 노드는 복수의 수신된 요구들을 처리하는 동안에 그것이 개시한 하나 또는 그 이상의 펜딩 요구 가용 요청들 및 반영구적 요구들을 가질 수 있다. 이것은 때때로 일시적으로 하나의 주어진 시간 슬롯을 하나 이상의 인접한 노드에 할당하는 결과를 초래할 수 있다. 그러나, 이런 충돌은 아래에서 좀 더 자세하게 논의되는 바와 같이, 시간 슬롯에 대하여 하나의 인접한 노드의 선택을 지시하는 확인 메시지들에 의하여 제거될 수 있다.

신뢰할만한 확인 메시지들은 두개의 서로 다른 접근법을 제공받는다. 개시 이동 노드는 수신 이동 노드에 시간 슬롯에 대한 요청을 전송하고, 수신 이동 노드는 개시 이동 노드에 응답을 전송한다. 개시 이동 노드는 수신 이동 노드에 확인을 전송하고, 수신 이동 노드는 확인이 수신되지 않은 경우에 다시 응답을 전송한다. 대안으로, 수신 이동 노드는 개시 이동 노드에 승인을 송신할 수 있으며, 개시 이동 노드는 승인이 수신되지 않은 경우에 다시 확인을 전송한다.

두개의 노드가 동시에 시간 슬롯 요청들을 서로에게 개시한다면, 시간 슬롯 요청 충돌들은 신뢰성 높게 다루어져야 한다. 제어기(18)는 상응하는 응답이 수신됨이 없이 동시에 다른 이동 노드에 요청을 보내고 다른 이동 노드로부터 요청을 수신하면서 다른 요청을 다시 보낼 시간 주기를 기다린다. 이런 시간 주기 동안에, 들어오는 시간 슬롯 요청들은 처리될 수 있다. 주기 끝 후에, 어떤 요청도 그 노드로부터 기왕에 수신되지 않았거나 어떤 시간 슬롯 할당도 그 노드에 만들어지지 않았으면 새로운 요청이 다른 노드에 보내어질 수 있다. 지연된 요청이 대기 행렬의 전면에 도달하면, 제어기(18)는 시간 슬롯 할당이 벌써 그 노드에 만들어졌는가를 체크한다. 만약 그렇다면, 지연된 요청은 폐기된다. 또한, 요청이 그 요청이 대기 행렬의 전면에 도달하는 시기에 더 이상 이웃이 아닌 노드를 위한 것으로 예정된 것이라면, 그 지연된 요청은 버려진다.

간접 탐지 유닛(18d)은 인접한 이동 노드들과의 통신을 위한 시간 슬롯에서의 간섭을 탐지하기 위하여 포함된다. 제어기(18)는 탐지된 간섭에 기초하여 시간 슬롯들의 스케줄링을 조정한다. 간접 탐지 유닛(18d)은 신호 대 간섭 비율 및/또는 패킷 에러 비율을 측정할 수 있다. 패킷 에러 비율은 순환 잉여 검사(CRC) 실패들에 기초할 수 있다. 또한, 간접 탐지 유닛(18d)은 탐지된 간섭을 한계값에 비교할 수 있다. 바람직하게는, 제어기(18)는 탐지된 간섭에 기초하여 주어진 시간 슬롯에 대하여 노드들 간의 통신의 순서를 전환하고, 또한, 통신의 순서를 전환한 후에 탐지된 간섭에 기초하여 새로운 시간 슬롯의 스케줄링을 조정할 수 있다.

트래픽 조정 유닛(18e)은 링크 통신 요청에 기초하여 시간 슬롯 유닛에 시간 슬롯들을 할당하여 인접한 이동 노드들과의 통신을 조정한다. 제어기(18)는 할당된 시간 슬롯들에 기초하여 시간 슬롯들의 스케줄링을 조정한다. 트래픽 조정 유닛(18e)은 증가된 링크 통신 요청에 기초하여 시간 슬롯들의 벌크 세트를 할당할 수 있고 및/또는 증가된 링크 통신 요청에 기초하여 인접한 이동 노드들로부터 시간 슬롯들의 벌크 세트를 요청할 수 있다. 또는, 트래픽 조정 유닛(18e)은 시간 슬롯들의 최대 숫자를 증가시킬 수 있고, 시간 슬롯들을 재할당할 수 있고, 및/또는 증가된 링크 통신 요청에 기초하여 절반 시간 슬롯들을 할당할 수 있다. 이러한 증가된 링크 통신 요구는 스트리밍 비디오 및/또는 고속 센서 데이터를 포함할 수 있다.

무선 이동 노드들(12a-12h)은 이동 환경에서 작동한다. 이러한 시스템들은 지상에 기초 및/또는 공중에 있을 수 있으며, 그것에 의하여 그들은 계속해서 네트워크(10)안으로 들어가고, 네트워크(10) 밖으로 떨어져 나온다. 지향성 안테나(16)는 위상 배열, 예를 들어, 접시 또는 혼 안테나들일 수 있다. 지향성 안테나(16)를 경유하는 전송은 RF 신호가 요구되는 방향에 집중되는 것을 가능하게 한다.

통신 링크를 설치하기 위하여 한쌍의 무선 이동 통신 시스템들 사이의 안테나 패턴의 방향을 선택적으로 제어함에 의하여, 부가적인 통신 링크들은 함께 스케줄된 반영구적 시간 슬롯 안에서 다른 이동 통신 시스템들 사이에 설치될 수 있다. 이것은, 도 1에서 잘 예시된 것처럼, 이동 노드들 12c와 12e 간의 시간 슬롯 1에서 작동하는 통신 링크 27, 및 이동 노드들 12a와 12b 간의 시간 슬롯 1에서 작동하는 통신 링크 29에 의해 예시된다. 본 발명의 이러한 특징은 더 잘 이용될 수 있도록 유리하게 무선 이동 통신 네트워크(10)의 자원을 감안한다.

제어기(18)는 프레임 안의 시간 슬롯들의 전체 숫자에 기초하여 각각의 시간 프레임 안에서 각각의 무선 이동 노드(12a-12b)에 대한 통신 링크들의 숫자를 한정한다. 통신 링크들의 숫자를 시간 프레임 안의 시간 슬롯들의 전체 숫자의 분수로 한정하는 장점은 상당히 인접한 노드들과의 시간 슬롯 스케줄링을 간단하게 한다.

각각의 시간 프레임 안에서 각각의 무선 이동 노드(12a-12b)에 대한 통신 링크들의 숫자는 N보다 작거나 N과 같고, 각각의 프레임 안의 시간 슬롯들의 전체 숫자는 2N-1보다 크거나 2N-1과 같다. 시간 슬롯들의 스케줄링을 간단하게 함에 부가하여, 이러한 분배된 스케줄링 타입은 충돌들을 피한다.

분배된 스케줄링은, 예를 들어 12a 및 12b와 같은, 무선 이동 노드들의 어떤 두쌍이 어떤 다른 무선 이동 노드들과 통신해야 함이 없이 반영구적 시간 슬롯을 스케줄 하는 것을 허용한다. 다른 말로, 반영구적 시간 슬롯들을 스케줄하기 위하여 무선 이동 노드들(12a-12h)의 전부와 관련된 조정의 중심화된 지배/종속 타입이 없다. 무선 이동 노드들(12a-12h) 사이의 시간 슬롯들은 분배된 패션으로 스케줄되기 때문에, 무선 이동 통신 네트워크(10)에는 실패한 싱글 포인트가 없다.

제어기(18)는 통신 링크들의 우선순위를 매길 수 있으며, 새로이 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위한 가용의 반영구적 시간 슬롯을 만들기 위하여 우선순위매김에 기초하여 통신 링크들 중의 하나를 떨어뜨릴 수 있다.

통신 링크들의 우선순위 매김은 아래에서 좀 더 상세히 설명될 것이다. 부가적으로, 제어기(18)는 통신 링크들의 우선 순위를 매기고 이 우선 순위 매김에 기초하여 적어도 하나의 가용 시간 슬롯을 스케줄할 수 있다.

제어기(18)는 또한 통신 링크들의 숫자가 N보다 작으면 반영구적 시간 슬롯들을 하나의 가용의 시간 슬롯으로 스케줄할 수 있다. 이것은 현존하는 통신 링크들을 위하여 필요한 기초에 대한 통신 링크 요구들을 유리하게 지지한다. 그러나, 제어기(18)는 통신 링크들의 숫자가 다시 N과 같아지면 요구 할당 시간 슬롯을 다시 반영구적 시간 슬롯으로 재스케줄할 수 있는데, 이것은 아래에서 상세히 설명될 것이다.

각각의 통신 링크는 예를 들어 12a와 같은 개시 이동 노드, 예를 들어 12b와 같은 수신 이동 노드에 의하여 형성되고, 개시 이동 노드는 가용의 반영구적 시간 슬롯들의 리스트를 수신 이동 노드에 전송한다. 그러면 수신 이동 노드(12b)는 반영구적 시간 슬롯들 중의 하나의 선택을 개시 이동 노드에 전송한다. 그러면 개시 이동 노드(12a)는 반영구적 시간 슬롯의 선택을 수신 이동 노드에 확인한다.

각각의 이동 노드는 위치 정보를 다른 인접한 이동 노드들과 교환하기 위해 수신기(14)에 연결된 무지향성 안테나(20)를 더 포함할 수 있다. 교환될 수 있는 다른 정보는 자원 요구들 및 잠재적인 새로운 이웃 노드의 존재 탐지를 포함할 수 있다. 부가적으로, 위상 배열 안테나(16)는 복수의 안테나 빔을 동시에 발생시킬 수 있다. 여기서, 제어기(18)는 위상 배열 안테나를 스케줄된 반영구적 시간 슬롯 안에서 복수의 인접한 이동 노드들에 지향시킨다.

인터페이스 탐지 유닛(18d)은 빔폭 안에 있고 같은 시간 슬롯을 할당받은 동일선상의 노드 쌍들에 대하여 간섭을 탐지하고 그리고 회피한다. 예를 들어, 도 1을 참조하면, 노드들 12a와 12e는, 할당된 동일한 시간 슬롯(1)의 절반 동안에 각각 노드들 12b와 12c에 전송한다. 빔폭이 충분히 넓으면, 두개의 노드 12b와 12c는 두개의 노드 12a와 12b로부터 동시에 전송을 들을 수 있다. 간섭 탐지 유닛(18d)은 시간 슬롯 사용 기간 동안에 물리 층에서 신호 대 간섭 비율(SINR)을 측정할 수 있다. 대안으로, 패킷 에러 비율은 CRC 체크 실패들에 기초하여 링크 레이어에서 측정될 수 있다. 이런 측정들이 지정된 한계값을 어기면, 슬롯은 나쁘다고 선포된다.

그러나, 페이딩이 하나의 슬롯이 이 테스트를 실패하는 원인이 될 수 있기 때문에, 이 슬롯의 n 시도 중 m이 격하를 겪는다면 슬롯 상의 지나친 간섭을 선포함이 바람직하다. 이러한 점에서, 제어기(18)는 간섭을 피하려 시도한다. 링크의 양쪽 끝에서 Tx/Rx의 순서는 시간 슬롯을 위하여 전환될 수 있다. 이런 전환이 실패한다면, 새로운 시간 슬롯이 조정될 것이다. 물론 이런 변화들 모두는 양 노드 쌍들 모두가 같은 시간에 같은 변화를 만들려고 시도하여 이로서 충돌 상태에 처할 가능성을 줄이기 위하여 만들어져야 한다.

트래픽 조정 유닛(18e)은 스트리밍 비디오 또는 고속 센서 데이터에 의하여 발생될 수 있는 불균형 트래픽 하중들을 관리한다. 조정 메카니즘은 각각의 반-양방향 링크가 시간 슬롯을 트래픽의 임의의 Tx/Rx 분할에 할당하는 것을 허용하기 위하여 제공된다. 또한, 시간 슬롯들의 최대 숫자는 더 많은 요구 시간 슬롯들을 창설하기 위해 최소치 이상의 숫자까지 증가될 수 있다. 노드들은 요구 시간 슬롯을 재할당하기 위하여 반영구적인 할당된 시간 슬롯으로부터 서브 슬롯을 "훔칠수" 있기 때문에 서브 슬롯팅은 시간 슬롯들의 최대 숫자에 있어서 효과적인 증가 또는 감소를 허용할 수 있다. 더욱이, 고속 스트림을 수용하기 위하여 경로를 따라서 각 노드에 시간 슬롯들 및/또는 서브 슬롯들의 벌크 세트를 요청하고 할당함으로써

소스로부터 목적 노드까지의 경로를 따라서 각각의 노드에서 고속 스트림을 위한 자원 할당을 지시하는 과정을 스케줄링 하는 예약 프로토콜이 링크와 함께 사용될 수 있다. 예약된 자원들에 대하여, 스트림에 의하여 요구되는 용량이 도달하였는가를 확인하기 위하여 분리된 대기행렬 및 대기행렬 서비스 규약이 필요할 수 있다.

본 발명은 또한, 각 이동 노드가 송수신기(14), 송수신기에 연결된 위상 배열 안테나(16), 및 송수신기에 연결된 제어기(18)를 가지는, 복수의 이동 노드들(12a-12h)에 대하여 통신 링크 설치를 위한 방법에 관련된다. 본 방법은 각각의 이동 노드들에 대하여(12a-12h) 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 각 시간 프레임에 대하여 개개의 반영구적 시간 슬롯을 스케줄링하고 각 시간 프레임에 적어도 하나의 가용의 시간 슬롯을 남겨두는 단계를 포함한다.

적어도 하나의 가용의 시간 슬롯은 링크 통신 요구에 기초하여 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 제공하기 위하여 바람직하게 스케줄된다. 위상 배열 안테나(16)는 통신 중에 각각 인접한 이동 노드(12a-12h) 방향으로 지향한다. 각각의 시간 프레임은 N개의 반영구적 시간 슬롯들 및 적어도 2N-1개의 가용 시간 슬롯들을 가질 수 있다.

본 방법은 또한 인접한 이동 노드들로부터 수신된 복수의 반영구적 시간 슬롯 요청들을 처리하면서, 각각의 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위하여 개개의 시간 좌표들에 대한 하나 또는 그 이상의 반영구적 시간 슬롯 요청들을 게시하고 각 시간 프레임 상에 적어도 하나의 가용의 시간 슬롯을 남겨두는 단계, 그리고 인접한 이동 노드들로부터 수신된 복수의 가용 슬롯 요청들을 처리하면서, 링크 통신 요청에 기초하여 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 제공하기 위하여 적어도 하나의 가용 시간 슬롯 요청들을 게시하는 단계를 포함할 수 있다.

지향성/위상 배열 안테나(16)는 통신 중에 각각 인접한 이동 노드(12a-12h) 방향으로 지향한다. 간섭은 인접한 이동 노드들과의 통신을 위한 시간 슬롯에서 탐지되고, 탐지된 간섭에 기초하여 새로운 시간 슬롯들의 스케줄링이 조정된다. 간섭 탐지 유닛(18d)은 신호 대 간섭 비율 및/또는 패킷 에러 비율을 측정할 수 있다. 패킷 에러 비율은 순환 잉여 검사(CRC) 실패들에 기초할 수 있다. 또한, 간섭 탐지 유닛(18d)은 탐지된 간섭을 한계값에 비교할 수 있다. 바람직하게는, 제어기(18)는 탐지된 간섭에 기초하여 주어진 시간 슬롯에 대하여 노드들 간의 통신의 순서를 전환하고, 또한, 통신의 순서를 전환한 후에 탐지된 간섭에 기초하여 새로운 시간 슬롯의 스케줄링을 조정할 수 있다. 또한, 각각의 인접한 이동 노드(12a-12h)와의 통신은 링크 통신 요구에 기초한 스케줄링을 위하여 시간 슬롯들을 할당함에 의하여 조정될 수 있다.

본 방법은 각 노드가 통신 링크들의 우선 순위를 매기게 하고, 새로이 인접한 이동 노드와의 통신 링크를 설치하기 위한 가용의 반영구적 시간 슬롯을 만들기 위하여 우선순위매김에 기초하여 통신 링크들 중의 하나를 떨어뜨리게 하는 단계를 포함할 수 있다. 부가적으로, 현재 특별한 통신 링크를 제공하기 위해 스케줄 된 가용 시간 슬롯은 링크 요구에 기초하여 다른 통신 링크에 재할당될 수 있다. 이것은 어떤 이동 노드가 통신 링크 요구들에 있어서의 변화들을 수용할 수 있게 한다.

반영구적 시간 슬롯들 및 가용의 시간 슬롯을 스케줄 하는 것에 대해 더욱 상세히 설명한다. 지향성 안테나(16)를 수신 이동 노드(12a-12h) 방향으로 조정하는 것은 당해 기술분야의 당업자에 의하여 쉽게 이해되기 때문에 그에 대한 상세는 생략한다.

설명을 위하여, 지향성 안테나(16)는 위상 배열 안테나인 것으로 가정한다. 당업자에게 쉽게 이해되듯이, 위상 배열 안테나(16)는 원하는 방향으로 조종할 수 있는 안테나 빔을 생산하기 위하여 조절될 수 있는 복수의 안테나 요소들 및 개개의 위상 천이기들을 포함한다. 위상 배열 안테나(16)는 물리적으로 안테나를 움직임이 없이 안테나 패턴을 조종하거나 스캔한다.

또한 설명을 목적으로, 무선 이동 통신 네트워크(10)에 대하여 수많은 가정이 만들어진다. 첫째로, 모든 무선이동 노드들(12a-12h)에 의하여 공유되는 고속 데이터 채널인 하나의 주파수 밴드가 있다. 전송 채널의 이러한 타입은 전송 및 수신을 위하여 모든 무선이동 노드들(12a-12h) 사이에서 시간 공유된다. 모든 전송 슬롯들은 미리 스케줄된다.

또한 분리된 저속 데이터 오버헤드 채널이 제공된다고 가정한다. 이 오버헤드 채널은 노드 발견, 네트 엔트리, 그리고 자원 요청들을 포함하는 여러가지 다른 데이터 링크 제어 오버헤드 정보의 교환을 위하여 사용된다. 이 오버헤드 채널은 무-지향성 안테나(20)를 경유하여 제공된다. 좋은 글로벌 타이밍 기준이 모든 노드들에 알려진다. 무선 이동 노드들 및 무선 이동 통신 시스템들(12a-12h)은 아래의 설명 전부에 걸쳐 상호 바뀌어질 수 있다.

무선 이동 통신 네트워크(10)는 또한 스케줄된 시간 슬롯이 이용가능할 때 위상 안테나(16)가 정확하게 가르켜지게 하기 위하여 이동 노드들의 위치파악 및 추적을 위한 능력을 포함한다. 상기한 바와 같이, 포인팅/추적에 대한 상세한 설명은 여기에서 제공되지 않는다.



또한, 위상 안테나들(16)은 영의 빔 폭을 갖는다는 가정이 만들어진다. 이런 가정은 나중에 완화된다. 따라서, 우리는 주어진 이동 노드에 의한 전송은 단지 그것이 전송하려고 하는 인접한 이동 노드에 의하여 수신된다고 가정할 수 있다. 이것은 시간 슬롯들의 스케줄링에 대한 덜 제한적인 제한들의 세트를 허용한다. 각각의 통신 링크는 데이터 송신 및 수신을 위한 스케줄된 시간 슬롯을 표현하는 숫자를 가지고 이름붙여진다

제한들은 다음과 같다. 어떤 노드도 동일한 시간 슬롯 숫자를 가지고 이름붙여진 통신 링크들을 하나를 초과하여 가질 수 없다. 하나의 주어진 시간 슬롯 할당은 두개의 이동 노드들 간의 반 양방향 링크에 적용될 것이며, 선택적으로 전송 및 수신을 위하여 두개의 노드에 의하여 사용될 수 있다. 이런 두개의 제한들은 하나의 이동 노드에 의해 인접한 노드들 중의 하나에 할당된 하나의 시간 슬롯은 그 노드에 의해 다른 링크들에게 할당된 전의 시간 슬롯에 의하여 제한된다는 것을 의미한다.

위상 배열 안테나(16)에 대한 시간 슬롯들은 스케줄링은 도 1에 도시되었다. 도 1은 스케줄된 시간 슬롯들에 기초하는 링크 연결을 가진 네트워크(10)를 보여준다. 시간 슬롯들은 무선 이동 노드들(12a-12h)이 언제 그들 개개의 위상 배열 안테나(16)를 인접한 무선 이동 노드 방향으로 가리킬지를 알 수 있도록 스케줄된다.

통신 링크들은 양방향인 것으로 가정되며 각각의 시간 슬롯 숫자가 하나의 시간 슬롯 및 그 시간 슬롯상에서 발생하는 각 방향에서 전송 기회를 표현하는 반이중통신 방식으로 사용된다.

$N_{frame}$  이란 용어는 하나의 프레임 안에서 최대 링크 색인 또는 시간 슬롯들의 최대 숫자를 표시하기 위하여 사용된다. 이 예에서,  $N_{frame}=6$ 이다.

도 3은 시간 슬롯들의 대표적인 프레임을 예시한다. 가장 간단한 공식화에 있어, 각 순간 또는 프레임은  $n$  슬롯들을 가지며 값  $n$ 은  $N_{frame}$ 에 지정된다. 도면에서 우리는 또한 시간 슬롯이 A 노드 및 B 노드로 명칭된 노드들에 링크 연결을 위하여 어떻게 사용되는지를 보여준다. 각각의 시간 슬롯은 두개의 미니-슬롯들(22a-22b)로 분할된다. 첫번째 미니-슬롯(22a)(예를 들어, 시간 슬롯의 절반)은 노드 A로부터 B로의 전송들을 위하여 사용된다. 그리고나서, 링크의 방향은 역전되고 두번째 미니-슬롯(22b)은 노드 B로부터 A로의 전송을 위하여 사용된다.

전송 기간들 동안에, 복수의 패킷들은 전송된다. 도시된 바와 같이, 각각의 미니-슬롯(22a, 22b)은 또한 아래의 고려들에 따라서 선택된 보호 시간(24a, 24b)을 포함한다. 어떤 한쌍의 노드들 사이의 최대 거리는 조정되어야 하는 최대 전파 지연을 결정한다. 100 마일의 최대 거리는 약 0.5ms의 전파지연에 상응한다. 보호 시간은 각각의 미니-슬롯(22a, 22b)이 노드들의 모든 쌍들 사이의 전파 지연의 불확실성 및 부등 전파 지연을 조정할 수 있게 하기 위하여 할당된다.

100마일의 최대 거리에서, 0.5ms의 보호시간이 필요하다. 100마일의 최대 거리에 대한 보호시간 할당은 채널 효율 손실을 최소화하기 위하여 미니-슬롯(22a-22b)을 2 내지 4ms의 오더 상에 구성하여야 한다. 예를 들면, 통신 링크 상에서 50Mb/s 데이터 속도 및 100 마일의 최대 거리를 가정한다면, 4ms 미니-슬롯은 200,000 바이트/미니-슬롯(단위시간 당 250 미니-슬롯)을 의미한다. 그러면 미니-슬롯은 25,000 바이트 보호 시간 및 175,000 바이트의 미션 데이터를 포함하게 될 것이다.

제어기(18)는 가용 시간 슬롯들이 스케줄 되었을 때 선순위를 확보하기 위하여 각각의 설치된 링크들을 편향시킬 수 있다. 아래에서 좀 더 상세히 논의될 것이지만, 반영구적(SP) 시간 슬롯들 및 가용의 또는 요구 할당(DA) 시간 슬롯들은 각각의 프레임 안에서 제공된다. 언급된 목적은 동일 시간에 여러 노드들 간의 슬롯들의 재사용을 증가시키기 위한 것이다. 도 1 상의 이동 네트워크(10)는 노드들과 통신 링크들의 전체 숫자에 있어서 한정되지만, 많은 경우에 시간 슬롯들은 병렬 적으로 사용된다. 예를 들어, 시간 슬롯(1, 2)은 세계의 서로 다른 통신 링크들 상에서 동시에 각각 사용되고, 시간 슬롯(6)은 단지 하나의 링크 상에서 사용된다. 모든 다른 시간 슬롯들은 두개의 링크들에 할당된다. 우리는 재사용의 평균 레벨을 지시하는 재사용 인자를 네트워크에서 시간 슬롯 할당들의 전체 숫자( $N_{frame}$ ) 대비 할당된 시간 슬롯들의 숫자(Num\_Slots\_Assigned)로 정의할 수 있다.

$$R = \frac{Num-Slots-Assigned}{N_{frame}} \quad (1)$$

예로서 도 1의 네트워크(10)에 있어, 재사용 접근법은  $R = 14/6 = 2.333$ 의 재사용 인자를 제공하며, 이것은 평균적으로 네트워크 스케줄에 각 시간 슬롯에 대해 둘보다 약간 많은 동시 사용자들이 있다는 것을 가리킨다. 어떤 특별한 스케줄링 알고리즘에 대하여 계산된 재사용 인자는 네트워크 크기 및 토폴로지에 매우 의존한다. 완전한 비교 계산은 네트워크 크기 및 토폴로지의 다양성을 고려하여야 한다.

임의의 그래프에 대한  $N_{frame}$  값에 대한 낮은 한계는 각 노드가 적어도 그 노드가 가지는 이웃들과 같은 수의 시간 슬롯들을 요구한다는 점에 주목하여 결정될 수 있다. 즉, 노드는 적어도 그의 차수와 같은 수의 시간 슬롯들을 요구한다. 그러면,  $N_{frame}$  은 적어도 전체 그래프 상의 최대 노드 차수만큼 커야 한다. 따라서, 노드  $i$ 의 차수  $d_i$ 로 표현하면  $N_{frame}$ 의 낮은 한계는

$$N_{frame} \geq \max \{d_i\} \quad (2)$$

도 2에 도시된 예시적인 네트워크(10)의 경우 재사용 부분은 식 (2)에 따라 사용되어야 하는 시간 슬롯들의 최소 숫자와 같은  $N_{frame}$ 을 가진 스케줄링을 할당받는다. 몇개의 노드들, 말하자면 노드(1)를 제외한 모든 노드들은 시간 슬롯들의 전체 세트보다 작게 할당받는다. 따라서, 향상된 스케줄링 알고리즘은 스케줄링에 있어 충돌을 일으킴이 없이 몇몇 링크들에 추가적인 슬롯들을 할당할 수 있다.

아래의 논의는 주로 링크 스케줄 발생을 위한 시간 슬롯들의 스케줄링에 집중한다. 궁극적으로 다루어져야 하는 전체적인 위상 배열 네트워크 문제의 다른 부분들은 1)노드 및 이웃 발견, 2)네트 엔트리, 3) 스케줄링 업데이트를 위하여 프로토콜 교환을 포함하는 오버 헤드 채널 포맷 및 프로토콜, 및 4) 이웃하는 노드들의 추적 및 위치 파악(위상 배열 안테나(16)의 도움을 포함할 수 있음), 및 5) 동적 네트워크 토폴로지를 위한 라우팅 알고리즘을 포함한다.

본 발명에 따른 시간 슬롯들을 스케줄링하기 위한 접근법은 다음의 원칙들에 기초한다. 첫째로, 시간 슬롯들의 지정된 숫자는 주어진 링크를 위하여 스케줄된 반영구적(SP) 시간 슬롯과 같게 할당된다. 나머지 가용의 시간 슬롯들(DA)은 요구-할당 기반으로 그들을 가장 많이 필요로 하는 노드들/링크들에 할당된다. 이것은 요구 기반으로 스케줄을 천이하는데 있어서 유연성을 제공한다. 둘째로, 상기한 바와 같이, 반영구적으로 할당된 시간 슬롯들의 최대 숫자에 대한 한계가 설정된다. 이 한계는 특정 네트워크에 기초하여 선택되는 매개변수이다. 이 한계는 또한 노드 당 하나의 SP 시간 슬롯을 가지는 허용 가능한 이웃 노드들의 숫자에 대한 상한이다.

셋째로, 상기한 바와 같이, 프레임 당 시간 슬롯들의 최대 숫자의 한계가 설정된다. 이 한계는 특정한 네트워크에 기초하여 선택된 매개변수이다. 레이턴시는 링크 전송 기회에 대한 최대 방문 시간을 결정하기 때문에, 프레임당 시간 슬롯들의 최대 숫자의 한계는 레이턴시에 있어서 한계를 설정하는데 있어 중요하다.

넷째로, 프레임당 전체 시간 슬롯들의 숫자,  $N_{frame}$  과 프레임마다 반영구적으로 할당된 시간 슬롯들의 최대 숫자의 한계 사이의 관계는 반영구적 할당 시간 슬롯의 스케줄링이 대단히 단순화되고 분배된 스케줄링과의 스케줄링 충돌들까지도 상당히 피하여지도록 선택된다.

각 노드당 반영구적으로 할당된 시간 슬롯들의 최대 숫자를 프레임 당 전체 시간 슬롯들의 숫자 대비 일정 부분으로 제한함에 의하여, 반영구적으로 할당된 시간 슬롯들을 분배적으로 할당하는 과정은 매우 간단해진다. 반영구적으로 할당된 시간 슬롯들의 숫자(그리고, 그러므로, 허용가능한 이웃 노드의 최대 숫자)의 상한은  $N$ 으로 표시될 것이다. 우리는  $N_{frame}$ 의 값을 다음으로 여길 것이다.

$$N_{frame} \geq 2N-1 \quad (3)$$

네트워크(10)의 모든 노드들(12a-12h)은 방향성 링크에 의하여 연결되고, 각 노드는 시간 호핑에 의한 빔 분배를 가지며 그의 이웃 노드들을 지시하는 하나의 빔 위상 배열 안테나(18)를 가진다. 더욱이, 이웃의 숫자는  $N$ 이고 허용가능한 반영구적 시간 슬롯들의 숫자의 한계(하나의 SP 시간 슬롯을 하나의 이웃에 할당시킬 때)는 고정되는 것으로 가정한다.

고정된  $N_{\text{frame}}$  값이 식 (3)을 만족한다면, 모든 노드들은 다른 노드들이 원-홉 어웨이 이상으로 무슨 링크들을 선택하고 있는가를 고려함이 없이 그 링크에 대한 이웃과 상호 일치에 의하여 이러한 링크들 각각을 위하여 서로 다른 반연구적 시간 슬롯을 선택할 수 있다. 이것은 각 노드가 단지 그 이웃 노드와의 통신함에 의하여 매우 직접적인 방식으로 이웃과의 링크를 위한 그의 반연구적 시간 슬롯을 선택할 수 있게 해준다. 이 과정은  $N$ 개의 이웃 노드들까지도 수행되어 질 수 있다.

$N_{\text{frame}}$  값이  $N$ 의 고정값에 대하여 증가함에 따라, 시간 슬롯에 대한 이웃의 선택과 충돌하지 않게 시간 슬롯을 선택하는 노드의 능력에 대한 제한이 줄어든다는 것을 인지하는 것은 중요하다. 새로운 링크를 위하여 시간 슬롯을 선택하는 노드는 그것이 현재 사용되고 있지 않고 이웃이 현재 사용하고 있지 않은 시간 슬롯을 선택하여야 한다.

노드가 현재 그 이웃들과의 링크들 각각에 할당된 하나의 시간 슬롯을 가진  $m$  이웃을 가지고 있고 새로운 이웃 노드와의 링크를 추가하려 한다면, 그 이웃 노드는 기껏해야  $(N-1)$  시간 슬롯들을 사용하고 있을 수 있다. 따라서,  $N_{\text{frame}}$ 이  $(m+N-1)$  보다 크다면, 그 노드가 새로운 이웃에 할당할 수 있는 적어도 하나 이상의 시간 슬롯이 있을 것이다. 할당 과정에서 가장 좋지않은 경우는 노드가 이미  $(N-1)$  이웃들을 가지고 있고  $N$  번째 이웃을 위하여 시간 슬롯을 할당하려 할 때이다. 이 경우에  $N_{\text{frame}}$ 은 추가되는 시간 슬롯이  $N$  번째 이웃과의 링크에 할당되는데 이용될 수 있다는 것을 보장하기 위해 식(3)을 만족하여야 한다.

약간의 추가적인 관찰이 어떻게 이 속성이 노출된 시간 슬롯에서 이용될 수 있는가에 대하여 만들어질 것이다. 첫째로, 노드는 그 이웃과 함께 이웃으로의 방향성 링크를 위하여 할당되는 반연구적 시간 슬롯의 선택을 조정할 필요가 있다. 링크를 요구하는 노드는, 예를 들면, 이웃에 링크를 위하여 제안된 시간 슬롯들의 리스트를 보낼 수 있다. 이것은 그 시간 슬롯들이 SP 할당을 위하여 사용되고 있지 않음에 기초한다. 아래에서 논의되는 다른 인자들에 기초한 이 리스트들의 오더링이 있을 수 있지만, 이것은 필요하지 않다. 이웃 노드는 이 리스트로부터 그것이 원하는 시간 슬롯을 선택할 수 있고 이 선택과 관련한 응답을 돌려보낼 수 있다. 이것은 우리에게 반연구적 시간 슬롯들을 스케줄링하기 위한 직접적이고 완전히 분배된 알고리즘을 정의할 수 있게 한다.

하나의 노드가  $N$ 보다 작은 이웃들을 가진다면, 반연구적 시간 슬롯을 허락한 그  $N$  중의 한 이웃 이상은 개개의 링크를 할당받을 수 있다. 그러나, 이 경우에 모든  $N$  할당들이 어떤 충돌없이 이웃-이웃 노드 조정을 경유하여 만들어질 수 있다는 보장이 없다. 예를 들면,  $N=6$ 이고 노드가 단지 3개의 이웃들을 가지나 이 이웃들의 각각이 각각 6개의 이웃을 가진다면, 그 노드는 그의 3개의 이웃과의 링크들 각각에 단지 하나의 시간 슬롯을 할당할 수 있을 것이다. 우리의 알고리즘을 간단하게 하기 위하여, 우리는 링크당 하나 이상의 SP 시간의 스케줄링을 허용하지 않을 것이다. 그러나, 모든 사용되지 않은 시간 슬롯들은 가용 시간 슬롯들로서 할당될 수 있다.

잠재적인 이웃들의 숫자가 한계  $N$ 보다 훨씬 더 커지게 될 매우 많은 숫자의 노드들을 가진 어떤 네트워크에 있어서, 다루어져야 할 토폴로지 제어 문제가 있을 수 있다. 노드는, 최적 네트워크 토폴로지를 창설할, 잠재적인 이웃들 중으로부터, 선택을 접하게 될 것이다. 이 토폴로지 제어 문제는 또한 에너지 효율적인 네트워크의 최적화 개념에 관련된다. 잠재적인 이웃들의 숫자가 한계  $N$ 보다 훨씬 더 커지게 될 경우, 토폴로지 제어 함수는 연결할 이웃 노드를 선택하기 위하여 사용될 것이다.

만약 우리가 식(3)에 의하여 허용된 최소 숫자를  $N_{\text{frame}}$ 에 할당하면, 각 노드는 최대  $N$ 개의 반연구적 시간 슬롯들 및 전체  $(2N-1)$ 개의 시간 슬롯 할당들을 허용받게 될 것이다. 요구 할당 시간 슬롯은 트래픽 부하를 가장 잘 수용할 수 있는 기반 상에서 할당될 것이다. 물론,  $N_{\text{frame}}$ 의 훨씬 더 큰 값 할당은 또한 선택 사항이다. 이 경우에, 요구 할당을 위하여 이용가능한 많은 시간 슬롯들이 있을 것이다. 이것이 네트워크를 형성하는 바람직한 방법이 되는 경우에 있어 응용이 있을 수 있다.

반연구적 시간 슬롯들과 같이, 노드는 단지 그 이웃 노드와의 이웃에의 방향성 링크를 위하여 할당되는 가용 시간 슬롯들의 선택을 조정할 필요가 있다. 이것은 이웃이 방향성 링크를 통하여 이웃에게 시간 슬롯 할당에 대한 요구를 보내고, 같은 링크를 통하여 할당의 승인 또는 요구의 거절 중의 하나를 수신하는 것을 뜻한다.

이웃 노드로부터 가용의 시간 슬롯 DA의 할당을 요구하는 노드는 그 링크 상의 부가적인 용량에 대한 인지된 필요성에 기초하여 그렇게 할 것이다. 이것은 짧은 및 긴 기간 측정들에 기초하는 하이 링크 활용(대기행렬 강화)에 의하여 촉진될 수 있다. 요구는 요구되는 슬롯들의 숫자 및 요구에 첨부된 우선순위를 가리키는 측정기준을 포함할 것이다. 측정기준은 시간 슬롯 할당의 필요성에 대한 척도로서 대기행렬 길이를 가리킬 수 있다.

요구를 수신하는 노드는 다른 이웃하는 노드들로부터 요구들을 수신할 수 있고, 그 요구들은 같은 시간 슬롯의 할당을 위해 경쟁할 수 있다. 프로토콜을 간단하게 하기 위하여, 노드는 다음 할당을 고려하기 전에 가용시간 슬롯 DA 할당의 스텝 처리를 완료하여야 한다. 이러한 할당들은 그들이 토폴로지 변화의 결과로서 반영구적 시간 슬롯들로서 재할당되는 선취방식에 계속하여 종속되거나 또는 트래픽 요구 천이에 기인한 재할당에 종속되기 때문에 긴기간 동안 지속되지 않을 것이다.

이웃 및 링크 발견이 이제 논의될 것이다. 분배된 링크 스케줄링 알고리즘은 그 노드에 대한 방향성 링크의 설치에 앞서 잠재적인 이웃 노드에 일어나야 할 어떤 프로토콜 변화를 위하여 무지향성 오버헤드 채널로부터 지원을 요구한다. 이러한 메시지는 그 노드에 대한 방향성 링크상에 반영구적 시간 슬롯의 할당을 요구하는 REQ\_SPTS를 포함한다.

여기서 정의된 프로토콜을 직접적으로 지원하는 것인 프로토콜 메시지 변화들을 지원하는 것에 부가하여, 무지향성 오버헤드 채널은 이웃 및 링크 발견의 기능을 지원하여야 한다. 이것은 일반적으로 거리안에서 움직이는 임의의 다른 노드에게 두개의 노드가 이웃 노드가 될 수 있다고 경고하는 무지향성 안테나(20)를 경유하여 각 노드에 의한 주기적 무지향 전송들을 통하여 수행된다. 몇몇의 특별한 라우팅 프로토콜(OSLR 포함)은 이러한 지원 프로토콜을 정의하였다. 이러한 앞에서 정의된 프로토콜들은 이러한 분배된 링크 스케줄링 알고리즘을 지원하기 위하여 적용될 수 있다. 이런 프로토콜에 의하여 수행되어야 하는 주된 기능은 새로운 잠재적인 이웃 노드들을 발견하는 것 및 이것들을 토폴로지 제어 함수에 보고하는 것이다.

노드 및 링크 발견을 위한 하나의 접근법은 각 노드가 이웃 노드들에 그의 존재 및 그의 위치를 알리기 위하여 제어 채널을 거쳐서 주기적으로 비컨 메시지를 전송하는 것을 포함한다. 부가적으로, 링크 상태 메시지가 이웃 노드에 그의 비컨 이웃들(BN 리스트)의 동일성 및 그의 PA 이웃 노드들(PAN 리스트) 및 이들 노드들에 할당된 시간 슬롯들을 알려주기 위해 주기적으로 전송된다.

알고리즘의 링크 발견 부분은 BBN 리스트 상에 PAN 리스트에 없는 어떤 노드들이 있는가를 보기 위해 양-방향 비컨 이웃들(BBN) 리스트를 PAN 리스트와 연속적으로 비교한다. 어떤 이러한 이웃 노드는 PA 링크가 가능한가를 결정하기 위한 링크 시험에 있어서 후보가 된다. 이 접근법에 따르면, 제어 메시지들의 교환 후에 방향성 링크는 신뢰할 만한 통신이 가능한가를 결정하기 위해 테스트된다. 통신이 신뢰할 만 하면, 새로운 이웃 노드가 PAN 리스트에 추가된다.

이것은 테스트 시간 슬롯에서의 통신을 입증하여 주지만, 반드시 반영구적 베이스스 상에서 링크에 할당될 수 있는 시간 슬롯에서 그런 것은 아니다. 하나의 접근법은 그것을 이 방법으로 하는 것이고 또는 다른 접근법은 SP 시간 슬롯이 할당될 때까지 기다리고 나서 이 시간 슬롯에서 테스트하는 것이다.

토폴로지 제어 함수는 토폴로지 최적화를 하지 않아도 된다면 매우 직접적인 함수이다. 이 함수의 목적은 PAN 리스트에서 노드들의 리스트, 이러한 리스트들의 신뢰성에 대한 정보, 및 네트워크 이 정보를 토폴로지에 대한 정보를 가지고 오는 것, 및 PAN 리스트 상의 어떤 노드가 PA 이웃이 되어야 하는가를 결정하기 위하여 이 정보를 사용하는 것이다. PAN 리스트상의 모든 노드들이 PA 이웃이 되는 것은 허용하지 않는 PA 이웃들의 숫자와 같은 제한이 있다면 이것은 네트워크 토폴로지를 최적화해야 하는 기능이다.

$N_{frame}$ 에 대해 고정값 및  $N$ (노드당 반영구적 시간 슬롯들의 최대 숫자)에 대한 고정값에 대해 제안된 제한을 가지고, 네트워크 토폴로지 활용에 대하여 얼마간의 관심을 가진 잠재성이 존재한다. 이것은 만약 이들 값들이 매우 작은 숫자들이 되게 선택되어진다면 확실하게 그 경우일 것이다. 예를 들면,  $N_{frame}=5$ 이고  $N=3$ 으로 선택되어진다면, 우리가 어떤 노드에 대하여 다만 3개의 이웃을 가질 때, 현명한 토폴로지 제어 함수가 새로운 PA 이웃 노드들을 더하기 전에 주의깊게 토폴로지를 활용하지 않는다면 잘 연결된 네트워크 토폴로지를 기대하기는 어려울 것이다. 이 것은 특히 큰 네트워크에서 그렇다.

따라서, 토폴로지 제어 함수는 이웃 우선 순위(NP) 리스트를 창조해야 하는데, 그것은 잠재적인 PA 이웃들로서 바람직함의 순위에 순서를 매긴 PAN 리스트이다. 이 리스트는 잠재적인 PA 이웃들이 시간 슬롯을 스케줄 받게되는 우선 순위를 가리킨다. 그러나, 우리의 처음 문제는 아마 15개의 노드들을 가진 작은 네트워크의 것이다. 이 경우에, 우리는  $N$ 이 5 내지 8까지 범위의 값을 갖고 여전히 낮은 레이턴시를 갖도록 지정할 수 있다. 5에서 8까지 이웃 노드들을 허용함은 거의 모든 가능한 이웃들을 PA 이웃들로 허용할 것이기 때문에 어떠한 토폴로지 활용 이슈들도 존재할 가능성은 매우 작다.

토폴로지 제어 함수의 두번째 목적은 링크 스케줄러 처리가 상태를 바꾸도록 하는 토폴로지 변화 이벤트를 발생시키고 SP 시간 슬롯에 대하여 재할당 처리를 수행하기 위한 것이다.

톱-레벨의 스케줄링 알고리즘 구조가 이제 논의될 것이다. 스케줄링 처리는 위에서 약속된 전체적인 접근법을 이용하면서 처리의 복잡성을 최소화하는 목적을 가지고 공식화된다. 이 스케줄링을 제어하는데 있어 중요한 것은 각 이웃 노드와의 링크에 할당되는 장래의 시간 슬롯들에 대하여 시간 슬롯 스케줄의 상태를 반영하면서 각 노드에서 정확한 데이터 구조를 유지하는 것이다.

두개의 데이터 구조가 제안되는데 슬롯 할당 DB 및 링크 메시지 DB이다. 그 순간에 주어진 시간 슬롯에 대한 데이터 구조에 있어 링크들의 가능한 상태들은 표 1에 목록화되었다. 표 1은 각 가능한 상태 및 그 상태에 대한 언급을 준다. 표 2는  $N_{frame}=9$  ( $N=5$ )인 시간 슬롯들을 가리키는 예시 슬롯 할당 DA 및 내용, 각 상태에 대한 상태 할당들, 및 각 시간 슬롯에 대하여 예시 할당된 이웃 ID들을 보여준다.

이 예에서, 4 이웃들은 하나의 추가적인 이웃이 이들 제한들에 연결될 수 있도록 SP 시간 슬롯들을 할당받았다. DB 시간 슬롯으로 할당되거나 새로운 이웃 노드가 가능하다면 할당되는 DB 시간 슬롯들과 함께 SP 시간 슬롯으로서 제공될 수 있는 하나의 자유로운 시간 슬롯이 있다. 링크 메시지 DB의 사용은 상세한 프로토콜 설명에서 나중에 논의될 것이다. 그 예는 또한 서브 슬롯들의 사용(예를 들면, 각 슬롯당 2개의 서브-슬롯)을 표시한다.

이것은 더욱 세분화 된 정제성을 허용하는 DA 할당들에서 사용되는 개념이다. 이 경우에 그 뜻은 시간 슬롯 k의 할당, 서브-슬롯 1이 홀수 프레임들 상에서 시간 슬롯 k의 링크에 할당이 될 것이라는 것이다. 역으로, 서브-슬롯 2는 짝수 프레임들 상의 시간 슬롯의 할당을 표시하게 될 것이다.

**[표 1]**

DB에서 시간 슬롯 상태	표기
· 자유 · SP 할당 시간 슬롯 · DA 할당 시간 슬롯 (SP 할당 처리에 의하여 또는 DA 재할당에 의하여 선취당할 수 있다)	자유 SP_할당 DA_할당
· 보내진 SP 할당 요구 메시지	SP_요구
· 보내진 SP 할당 응답 메시지	SP_응답
· 보내진 DA 할당 요구 메시지 (SP 할당 처리에 의하여 또는 DA 재할당에 의하여 선취당할 수 있다)	DA_요구
· 보내진 DA 할당 응답 메시지 (SP 할당 처리에 의하여 또는 DA 재할당에 의하여 선취당할 수 있다)	DA_응답

**[표 2]**

시간 슬롯	서브 슬롯	상태	할당된 이웃 ID
1	--	자유	--
2	--	SP_할당	3
3		SP_요구	4
4	1	DA_할당	3
4	2	DA_할당	4

5	1	DA_할당	5
5	2	DA_할당	3
6	--	SP_할당	5
7	1,2	DA_할당	8
8	2	DA_할당	4
9	--	SP_할당	6

링크 스케줄링 프로토콜에 대한 톱-레벨 상태도가 도 5에 보여진다. 그 도면은 시간 슬롯 할당 데이터베이스를 유지하고 수정하는 것을 책임지는 두개의 독립적인 처리(30, 32)를 보여준다. 반영구적(SP) 시간 슬롯들을 보전하는 것 및 할당하는 것에 대한 처리에 관한 상태도, 예를 들어, 처리(30)가 왼편에 있다. 이 처리는 가용(DA) 시간 슬롯들을 할당하는 것에 대한 책임을 가지는 오른쪽의 처리(32)에 의하여 만들어지는 할당보다 우선 순위를 가진다. 처리 경로 31 안에서, 포착될 수 있는 시간 슬롯들은 자유, DA 할당, 및 DA 할당되는 처리상에 있는 것들이다. 유사하게, 처리 경로(33) 안에서, 포착될 수 있는 시간 슬롯들은 자유, DA 할당, 및 재할당의 필요가 있는 것들이다.

이 데이터베이스는 임의의 주어진 시간 슬롯 할당 상태에 대하여, 두개의 스케줄링 처리들 중 하나만이 시간상에 주어진 한 시점에서 그 상태를 수정할 수 있도록 잠겨진 데이터베이스로서 제어되어야 한다. 한번 처리들중의 하나가 특정한 시간 슬롯 할당 상태를 수정하기 시작하면, 그 상태는 잠겨지고 다른 처리는 그 것이 놓아줄 때까지 그 것을 수정할 수 없다.

임의의 시간에 DB 상의 각 시간 슬롯은 표 1에서 지시된 일곱 상태들 중의 하나에 있다. 예를 들어, 가용 시간 슬롯들은 자유 상태에 있는 것으로 언급되는데, 스케줄링 충돌이 할당을 막았기 때문에 또는 그 시간 슬롯이 최근에 자유롭게 되었고 아직 스케줄 되지 않았기 때문에 그들은 그의 이웃 노드들 중의 하나와의 링크에 할당되지 않는다.

지시된 것처럼, 자유 상태에 있는 시간 슬롯은 SP 시간 슬롯 또는 DA 시간 슬롯중의 하나로서 스케줄될 수 있다. SP 할당으로 할당된 시간 슬롯은 오직 SP 시간 슬롯을 보전하는 처리에 의하여 수정될 수 있다. 시간 슬롯은 네트워크 토폴로지가 바뀌거나, 더 바람직한 토폴로지가 가능하다면 이 처리에 의하여 할당될 수 있다. 이러한 시간 슬롯이 자유 상태로 돌아올 때까지 DA 시간 슬롯들을 보전하고 할당하는 처리는 그의 상태를 바꿀 수 없다.

부가적으로, 그것이 SP 할당되는 과정에 있다는 것을 표시하는 DB 상태를 가진 임의의 시간 슬롯은 DA 할당 처리에 의하여 할당될 수 없다. 이것은 SP 요청 및 응답 메시지들이 보내졌다는 것을 표시하는 상태들을 포함한다. 그러나, 시간 슬롯의 상태가 DA 할당이면, 그것은 DA 할당 처리에 의하여 재할당될 수 있다. 이것은 네트워크상의 로딩이 DA 시간 슬롯의 할당이 필요하다는 것을 표시한다면 수행될 수 있다.

대조적으로, SP 시간 슬롯들을 할당하는 처리는 우선 순위를 가진다. 자유 슬롯들을 할당함에 부가하여, 그것은 DA 할당된 또는 DA 할당되는 과정에 있는 모든 시간 슬롯을 포착하고 재할당할 수 있다. 이것은  $N_{frame}$  시간 슬롯들의 프레임 동안에 적어도 하나의 SP 시간 슬롯이 각각의 이웃 노드에 할당되는 것을 보장하는 직접적인 처리를 제공하기 위하여 수행된다. SP 할당 시간 슬롯들은 링크가 상실되거나 또는 특정 링크가 더 이상 이웃 노드들과 함께 설치되는 톱 N 링크들의 리스트에 있지 않을 때만 자유 상태로 돌아온다.

도 5는 이 처리가 톱 레벨에서 어떻게 작동하는지를 예시한다. SP 슬롯 할당 처리는 시간 슬롯들을 할당함에 있어 큰 유연성을 가진다. 그것은 할당에 있어서 DA 처리보다 더 많은 시간 슬롯들을 포착할 수 있고, DA 할당에 있었거나 DA 할당되는 과정에 있는 시간 슬롯들을 포착할 수 있다.

이러한 이벤트들은 이웃과의 링크의 손실, 새로운 이웃의 발견, 이웃 노드로부터 SP 할당 요청 메시지 수령, 토폴로지 변화가 이웃에 링크를 더하기 위하여 또는 링크를 파괴하기 위하여, 또는 둘다를 위하여 일어나야 하는 발견을 포함할 수 있다. 토폴로지 변화 이벤트 통지는 일어날 필요가 있는 토폴로지 변화를 묘사하는 데이터를 가질 수 있다.

이벤트가 링크의 손실로 묘사된다면, 단지 취하여야 하는 동작은 슬롯 할당 DB에서 적당한 시간 슬롯 상태를 "자유"로 바꾸는 것이다. 링크가 더하여진다면 처리는 더 복잡하다. 이 경우에, SP 슬롯 할당 처리는 새로운 이웃 노드와 프로토콜 메시지 교환들을 개시하고 슬롯 할당 DB를 수정한다. 이것은 궁극적으로 이 링크에 할당된 SP 슬롯에 대하여 시간 슬롯 할당에 있어 두개의 노드 간의 일치를 초래한다. 단지 하나의 SP 시간 슬롯은 프로토콜을 간단하게 하기 위하여 각 하나의 이웃과의 링크에 할당된다. 이 프로토콜의 부가적인 상세는 아래에서 논의된다.

할당된 DA 시간 슬롯들의 처리는 유사한 과정을 따른다. DA 슬롯 할당 처리는 DA 시간 슬롯 필요들을 계산하고 새로운 시간 슬롯 재할당이 필요한가를 결정하기 위하여 그들을 할당된 시간 슬롯들과 비교한다. 만약, DA 슬롯들의 재할당 개시된다면, 그것은 이웃하는 시간 슬롯들의 재할당에 동의하기 위한 이웃 노드들과의 연속적인 프로토콜 메시지 교환들을 초래할 것이다. DA 슬롯 할당 처리는 단지 자유 상태에 있거나 SP 할당되지 않은 시간 슬롯들을 재할당할 수 있다. 프로토콜 상세 및 DA 슬롯 할당이 언제 필요한가를 결정하기 위한 처리에 대하여 좀 더 자세하게 설명될 것이다.

방향성 링크들에 반영구적 시간 슬롯들을 할당하는 것에 대하여 지금 설명될 것이다. N 반영구적 시간들을 할당하는 것에 대한 접근법의 묘사에 있어서 N은 고정되고 네트워크 크기 및 환경에 관하여 현명하게 선택된 것으로 가정한다. 또한,  $N_{frame} = 2N - 1$ 로 가정한다. 특정한 네트워크 및 트래픽 환경에 대하여 유용하다고 생각된다면  $N_{frame}$ 은 부가적인 온-디멘드 시간 슬롯들을 제공하기 위하여 이보다 높은 어떤 값으로 설정될 수 있다.

몇개의 중요한 기능들이 토폴로지 제어 함수에 의하여 제공된다. 이웃의 우선 순위 (NP) 리스트는 토폴로지 제어 함수에 의하여 발생되고 시간 슬롯들의 할당에 있어 바람직한 PA 이웃 노드들을 가리키는데 사용된다.

만약 NP 리스트의 길이가 N이거나 더 작으면, 토폴로지 제어 함수는 이 이웃 노드들 모두에 대한 시간 슬롯 할당들을 얻기 위하여 SP 슬롯 할당 처리에 토폴로지 변화 이벤트들을 발생시킬 것이다. 만약 NP 리스트의 길이가 N보다 크면, 그것은 NP 리스트 상에서 N 최고 우선 순위 노드들의 각각에 대한 시간 슬롯 할당들을 얻기 위하여 SP 슬롯 할당 처리에 토폴로지 변화 이벤트들을 발생시킬 것이다.

NP 리스트는 네트워크의 동특성 때문에 계속해서 바뀐다. PA 링크들이 사라졌을 때, 노드는 NP 리스트로부터 제거되고 그 링크에 대한 시간 슬롯(들)은 재할당에 종속한다. 이것은 SP 슬롯 할당 처리에게 링크 삭제 이벤트를 보내는 토폴로지 제어 함수에 의하여 개시된다. 따라서, 그 링크에 할당된 SP 시간 슬롯 및 DA 시간 슬롯들은 PA 리스트 상의 다른 노드에 재할당을 위하여 이용될 수 있다.

슬롯들이 이용가능하게 되었을 때 첫번째 선택은 NP 리스트의 현재의 상태가 주어지는 것이 가능하면 슬롯(들)을 추가적인 PA 이웃 노드들에 할당하는 것이다. 어떤 추가적인 이웃 노드들이 더해지지 않는다면, 그 때 슬롯(들)은 DA 기반 상에서 재할당될 것이다.

도 6은 SP 슬롯 할당 처리의 상태도를 보여준다. 프로토콜 메시지 처리를 다루기 위하여, 링크 스케줄링 메시지 DB가 표 3에서 보이는 바와 같이 생성된다. 이것은 다음의 SP 메시지가 처리를 위하여 도달할 때 사용된 이전의 교환들로부터 필요로 하는 상태를 보전한다. 아이들 처리는 그것이 다른 상태들의 하나로 상태 변화를 허용하기 전에 앞서 수신된 이벤트들을 체크한다는 점에 있어서 이벤트 처리를 한다.

이 작용들은 그들이 DB의 현재 상태와 모순되지 않는가를 결정하기 위한 수신된 메시지의 체트를 포함한다. 만약 메시지가 DB와 모순된다면, 그것은 버려진다. 어떤 타임아웃들은 DB 상태가 재설정될 필요가 있다는 것을 가리킬 수 있다. 이 처리는 이 기능을 수행한다.

[표 3]

Nbr_ID	링크 상태	타임 아웃	시간 슬롯 리스트	선택된 시간 슬롯	선택된 서브슬롯	숫자 시도들
1	SP_할당	--	--	2	1	--
1	SP_할당	--	--	2	2	--
1	DA_할당	--	--	5	1	--
2	SP_할당	--	--	4	1	--
2	SP_할당	--	--	4	2	--
2	DA_할당	--	--	5	2	--
3	SP_요구	T2	Ls	--	--	1
4	SP_할당	--	--	6	1	--
4	SP_할당	--	--	6	2	--

표 4에서 리스트화된 것처럼 SP 시간 슬롯 할당 프로토콜에서 요구되는 4개의 기본적인 메시지 형태들이 있다. 이것들의 사용은 스스로 설명되며 앞선 논의와 일치한다.

[표 4]

메시지 형태	메시지 기능
REQ_SPTS	새로운 SP 슬롯 할당을 요구
REPLY_SPTS	수신된 REQ_SPTS에 대한 응답
CONFIRM	수신된 REPLY_SPTS에 응답
DELETE_TS	삭제된 시간 슬롯 할당을 표시하는 메시지

SP 시간 슬롯 할당의 한 예는 도 7에서 보인다. 노드들 1 및 2 둘은 모두 각 링크에 대하여 보여진 SP 시간 슬롯 할당들을 가진 3개의 이웃이 있다. 그러므로, 그들은 그들 사이에 추가적인 링크를 더할 수 있다. 링크 스케줄링 프로토콜은 SP 할당에 대하여 수용가능한 시간 슬롯을 찾을 것이다. 상응하는 프로토콜 메시지 교환은 표 5에서 보인다.

노드 1은 적어도 N 후보 시간 슬롯들의 리스트에 관련한 REQ\_SPTS(L = (4, 5, 6, 7))를 보냄에 의하여 교환을 개시한다. 이 리스트는 모든 자유로운 및 DA 시간 슬롯을 포함할 수 있다. 노드 1은 그의 이웃에 SP 할당들을 위하여 슬롯들 1, 2, 3을 사용하고 있기 때문에 그의 리스트 L은 다른 시간 슬롯들 4, 5, 6, 및 7을 포함한다. 요구 메시지가 보내졌을 때, 적당한 변화들이 시간 슬롯 및 링크 스케줄링 메시지 데이터 구조들에 만들어진다. 노드 2는 그의 3 이웃과의 링크에 대한 SP 할당으로서 시간 슬롯들 4, 5, 및 6을 사용하고 있기 때문에 그것은 새로운 링크를 위하여 일할 단지 하나의 슬롯으로서 시간 슬롯 7을 선택한다. 그것은 이 선택을 응답 메시지에 보낸다.

응답 메시지가 보내졌을 때, 적당한 변화들이 시간 슬롯 및 링크 스케줄링 메시지 데이터 구조들에 만들어진다. 끝으로, 확인이 보내지거나 수신되었을 때, 적당한 시간 슬롯들의 상태는 "링크 (1, 2)에 할당되는 SP"로 바뀐다.

또한, 만약 노드들 1 및 2가 이미 4개의 이웃 노드들을 선택한 경우에, 그들이 그들의 이웃들 중의 적어도 둘과 동일 시간 슬롯들을 사용한다면 그들이 그들 사이에 링크를 설치할 수 있는 공통의 시간 슬롯들을 발견하는 것은 여전히 가능할 것이다.

[표 5]

노드 1 노드 2
노드 1부터 노드 2까지 A 링크를 위하여 그의 토폴로지 제어로부터 링크 추가 이벤트 수신
송신 메시지 손실 REQ_SPTS(L=(4, 5, 6, 7)) →
타임아웃 및 재시도 재송신 → 수신 REQ_SPTS(L=(4, 5, 6, 7)) REQ_SPTS(L=(4, 5, 6, 7)) 수신된 REPLY_SPTS(슬롯 7) ← 송신 REPLY_SPTS(슬롯 7) 송신 CONFIRM(슬롯 7) → 수신된 CONFIRM(슬롯 7) 링크 (1, 2)에 할당된 링크 (1, 2)에 할당된 슬롯 7 슬롯 7



도 6에서 요구되는 처리들을 묘사하는 어떤 초기의 의사 코드는 개발되었다. SP 슬롯 할당 처리(34)에 의하여 처리되어야 하는 일어난 수 있는 여러 가지 이벤트들이 있다. 이벤트 처리는 표 6에서 보이는 아이들 처리에서 행하여진다. 이 이벤트들의 네개의 카테고리들, 수신된 메시지, 타임아웃 체크, 토폴로지 제어로부터 링크 추가 통지, 및 링크 실패 또는 링크 삭제가 보인다.

수신된 메시지는 그 메시지가 현재의 DB 상태와 일치하는 것을 보장하기 위해 링크 스케줄링 메시지 DB와 비교하여 첫번째로 체크된다. 예를 들어, 우리가 이웃에 요청을 보내면, 예정된 다음 메시지는 응답이다. 이러한 분산된 프로토콜을 단순화하기 위하여, 오직 한 스레드의 SP 프로토콜 메시지 교환만이 동시에 허용된다. 이것은 링크 추가 천이에 앞서 또는 REQ\_SPTS 메시지를 처리에 앞서 다른 SP 메시지 교환들이 진행되고 있는지를 보기 위하여 DB를 체크함으로써 절차상에서 시행된다.

링크 추가가 다른 SP 프로토콜 스레드가 현재 처리중이기 때문에 링크 추가가 개시될 수 없다면, 링크 추가는 백 오프 및 재스케줄링에 의하여 다른 처리가 완성될 것으로 예상되는 더 늦은 시간으로 연기될 것이다. 복수의 시도를 허용하는 것은 동시에 링크를 추가하려고 시도하는 몇몇 노드 사이의 잠재적인 충돌을 처리하기 위해 행해진다. 이것은 신뢰할 수 없는 RF 링크의 문제를 처리하는 것을 의미하지는 않는다. 이 후자의 이슈는 손실/오류 메시지를 회복하기 위하여 ARQ 및 재전송을 사용하는 오버헤드 채널 상의 링크 프로토콜을 사용함으로써 처리되어야 한다.

따라서, 분배된 스케줄링 프로토콜은 메시지가 손실되지 않을 것이라고 가정할 수 있다. 이것은 프로토콜의 단순화를 허용한다. 토폴로지 제어가 새 이웃에 연결하기 위하여 NP 리스트로부터의 이웃 노드를 선택할 때, 그것은 (아이들 처리상에서 양립성 체크들 후) SP 슬롯 할당 과정에서 링크 추가 상태로의 천이의 원인이 되는 토폴로지 변화(링크 추가) 이벤트를 초래한다.

[표 6]

아이들 상태를 위한 절차(SP 이벤트 관리)
<b>Case</b> 이벤트 형태 수신된 메시지: If 수신된 메시지가 링크 스케줄 메시지의 상태와 양립하지 않으면 DB for that Nbr_ID 폐기 메시지 <b>Else if</b> 메시지 형태= REQ_SPTS If 링크 추가를 위하여 링크 스케줄링 메시지 DB 상에 계류중인 SP 메시지 펜딩 동이 없다면 이전의 Nbr_ID로부터의 REQ_SPTS 메시지를 수신하는 것과 다르게 메시지를 처리하기 위하여 REQ_SPTS 처리 상태로 천이 <b>Else</b> 새로운 링크를 거절하고 Nbr_ID에 부정적인 REPLY_SPTS 메시지를 보냄 <b>End</b> <b>Elseif</b> 메시지 형태 = REPLY_SPTS 메시지를 처리하기 위해 REPLY_SPTS 처리 상태로 천이 <b>Elseif</b> 메시지 형태 = CONFIRM 메시지를 처리하기 위해 CONFIRM 처리 상태로 천이 <b>Elseif</b> 메시지 형태 = DELETE_TS 메시지를 처리를 위해 DELETE_TS 처리 상태로 천이 <b>End</b> 체크 타임아웃: 모든 타임아웃을 체크 If 타임아웃이 SP_Req 상태에서 링크에 대해 종료되면 링크 추가상태로 천이 If 타임아웃이 SP_Reply 상태에서 링크에 대해 종료되면 슬롯 할당 DB를 리셋 시간 슬롯 Ns에 대하여 그리고 링크 메시지 상태에서 링크 스케줄링 메시지 DB에서 인덱스 Nbr_ID에 대하여 <b>End</b> 토폴로지 제어로부터 링크 추가 통보: If 링크 스케줄 메시지 DB에 계류중인 SP 메시지 활동이 없다면

```

Nbr_ID를 추가하기 위한 링크 추가 상태로 천이
Else
폐기하고 링크추가 재스케줄
End

링크 실패나 링크삭제:
Nbr_ID로 링크 삭제를 위한 링크 삭제 상태로 천이
End
End
    
```

링크 추가 처리를 위한 의사코드는 표 7에서 표시한다. 이것은 SP 시간 슬롯 할당의 조정 및 단지 두개의 이웃 노드들 사이의 프로토콜 메시지 교환을 요구하는 처리를 시작한다. 링크를 요청하는 노드는 REQ\_SPTS를 링크에 대해 수용가능한 시간 슬롯들의 리스트를 가지고 있는 후보 이웃 노드로 보낸다.

후보 시간 슬롯들의 리스트는 적어도 하나의 반영구적 시간 슬롯 SP를 포함하는 N 시간 슬롯들을 포함해야 한다. 리스트는 또한 가능하면 모든 N-1 가용 DA 시간 슬롯들을 포함할 수 있다. 가용 또는 온-디멘드 시간 슬롯들은 온-디멘드 트래픽을 위하여 현재 일시적으로 할당될 수도 있다. 이 리스트는 현재의 가용 시간 슬롯 할당들에서 최소한의 혼란을 일으키는 시간 슬롯 선호를 가리키기 위한 순서가 매겨진-우선순위일수 있다. 다시 말해서, 사용된 표시는 이미 통신 링크에 할당되지 않았다면 SP 시간 슬롯이 아니라는 것이다. 어떤 2N-1 시간 슬롯은 SP 시간 슬롯일 수 있다. 따라서, 보내진 N 시간 슬롯들의 리스트는 모두 자유 시간 슬롯들이나 가용 DA 시간 슬롯 중의 하나이다. 이들은 하지만 이미 할당되고 리스트 상에 있지 않은 N-1 SP 시간 슬롯일 수 있다.

REQ\_SPTS 메시지는 신뢰할 수 없는 링크들 및 동시에 잠재적으로 발생하는 충돌들을 감안하여 MAX\_TRIES 회까지 보내질 수 있다. 링크 스케줄링 메시지 DB에서 타임아웃은 만일 REQ\_SPTS 메시지에 응답하여 이웃 노드로부터 REPLY\_SPTS 메시지가 없다면 재시도를 트리거한다. 일단 REQ\_SPTS 메시지가 보내지면 처리는 다른 이벤트들이 처리될 수 있는 아이들 상태로 돌아간다.

[표 7]

노드 Nbr_ID에 링크 추가를 위한 절차(REQ_SPTS 메시지를 생성)
<pre> If Num_tries = MAX_TRIES (더이상 트라이 하지 않음) 인덱스를 위하여 링크 스케줄 메시지 DB의 상태를 리셋 Nbr_ID(링크 상태= 자유 및 재시도를 위한 타임아웃이 없음) Return 아이들 상태 Else If 노드 Nbr_ID에 초기 시도 인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄 메시지 DB에서 Num_tries=1로 설정 Else 인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄 메시지 DB에서 Num_tries=Num_tries +1로 설정 End Nbr_ID로 제공하기 위해 시간 슬롯의 리스트 Ls를 구성 리스트 Ls를 REQ_SPTS 메시지에 첨부하고 Nbr_ID에 보냄 인덱스를 위해 링크 스케줄 메시지 DB에 링크 타임아웃 및 링크 메시지 상태 설정 Nbr_ID 및 슬롯 할당 DB에서 Return 아이들상태 End                     </pre>

REQ\_SPTS 메시지를 수신한 이웃은 그의 SP 슬롯 할당 처리를 REQ\_SPTS 처리 상태로 천이를 가질 것이다. 이런 메시지를 처리하기 위한 절차는 표 8에서 표시되었다. 이런 절차는 시간 슬롯(Ls)들의 제공된 리스트를 취하고, 그리고 선호하는 시간 슬롯(Ns)을 선택한다.

인접한 노드들과의 링크들의 갯수(Num\_링크들)가 한계 N보다 작으면, 그 절차는 그것이 이 리스트로부터 선호하는 시간 슬롯을 선택한다. 그러면, 이 선택과 관련하여 REPLY\_SPTS 응답 메시지가 보내진다. 만약 링크가 받아들여질 수 없거나 만약 처리상에 다른 진행중인 SP 슬롯 할당이 있다면, 부정적인 REPLY\_SPTS 응답 메시지가 보내진다.

선택된 시간 슬롯은 그의 N개의 가용 시간 슬롯들 중의 하나 또는 그의 자유 시간 슬롯들 중의 하나로부터 선택될 것이다. 가용 시간 슬롯은 "자유" 시간 슬롯 또는 가용 DA 시간 슬롯 중의 하나이다. 우리가 다른 링크를 추가할 수 있다면 이들 중의 적어도 N이 있을 것이다. 각 노드는 항상 반영구적 시간 슬롯(많은 이웃 노드가 이용될 수 있다면 N 이웃 노드들의 각각에 하나)으로 할당하는데 이용될 수 있는 N 시간 슬롯이 존재하도록 그의 시간 슬롯들을 관리한다. 만약 그것이 링크를 수락한다면, 그것은 노드당 할당된 하나의 반영구적 시간 슬롯을 가진 기껏해야 N-1개의 다른 이웃 노드들을 가질 것이다. 그 절차는 또한 링크 스케줄 메시지 DB 및 슬롯 할당 DB에서 상태에 적절한 수정을 만들 수 있다.

[표 8]

REQ_SPTS 메시지 처리를 위한 절차 (Nbr_ID로부터)
<pre> <b>If</b> Num_Links&lt;N 잠재적인 이웃 노드로부터 수신한 가용 시간 슬롯들의 리스트 Ls를 조사. Nbr_ID, 슬롯 할당 DB에서 현재 할당들과 비교하고, 최상의 할당 = Ns를 선택 시간 슬롯 Ns에 대해 슬롯 할당 DB(SP_Reply로 표기)에 적당한 수정 만들 <b>If</b> 시간 슬롯 Ns가 DA 할당되면 DA 시간 슬롯을 할당받은 이웃 노드에 DELETE_TS를 보냄. <b>End</b> REPLY_SPTS 메시지에 시간 슬롯 선택, Ns, 첨부 및 Nbr_ID로 보냄 인덱스 Nbr_ID에 대하여 링크 스케줄링 메시지 DB에서 타임아웃 및 링크 메시지 상태(시간 슬롯 Ns에 관련한 SP_Reply에) 설정 <b>Return</b> 아이들상태 <b>Else</b> 새로운 링크를 거부하고 부정적인 REPLY_SPTS 메시지를 Nbr_ID에 보냄. <b>Return</b> 아이들상태 <b>End</b>                     </pre>

수신된 REPLY\_SPTS 메시지는 표 9에서 보이는 바와 같이 처리된다. 이웃 노드로부터 수신된 시간 슬롯(Ns)들의 선택은 메시지에서 추출된다. 우리는 또한 노드가 할당된 시간 슬롯을 사용하는데 동의하는 것을 가리키는 긍정적 또는 부정적 CONFIRM 메시지를 가지고 이 응답을 확인하여 주기를 요구한다. 이러한 3-방향핸드셰이크는 스케줄링 처리의 결과에 있어 불확실성을 제거한다.

REPLY SPTS 메시지가 긍정적 응답이면, 시간 슬롯 Ns의 선택은, 새로운 링크를 위한 새로운 SP 시간 슬롯에 대해 여전히 허용할 수 있는 할당인지 알기 위하여 조사된다. 허용할 수 있으면, 슬롯 할당과 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스의 상태에 적절한 변형이 이루어진다. 이어서, 긍정적 CONFIRM 메시지가 복귀된다.

수신된 REPLY SPTS 메시지가 부정적 응답이면, 슬롯 할당과 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스는 이러한 Nbr ID에 대해 리셋된다. 그렇지 않으면, Ns의 선택이 더이상 허용되지 않으면, 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스는 이러한 Nbr ID에 대해 리셋된다. 이어서, 부정적 CONFIRM 메시지는 링크를 거절하는 이웃 노드로 보내진다.

[표 9]

Nbr_ID로부터 REPLY_SPTS 메시지 처리를 위한 절차
Nbr_ID로부터의 REPLY_SPTS 메시지로부터 시간 슬롯 선택 Ns를 추출 If (긍정적 REPLY_SPTS 메시지)이고 (Ns의 선택이 여전히 슬롯 할당 DB로부터 허용가 능)하면, 시간 슬롯 Ns 용의 슬롯 할당 DB(SP_Reply로 표기) 및 인덱스 Nbr_ID용 링크 스케줄링 메시지 DB의 링크 메시지 상태에 적절한 변형을 가함 If 시간 슬롯 Ns가 할당된 DA이면, DA 시간 슬롯으로 할당된 이웃 노드로 DELETE_TS를 전송 End Ns에 대한 CONFIRM 메시지를 생성하고 Nbr_ID로 전송 Num_링크 증가 Return 아이들상태 Elseif 부정적 REPLY_SPTS 메시지이면, 인덱스 Nbr_ID용 링크 스케줄 메시지 DB의 링 크 메시지 상태와 시간 슬롯 Ns용 슬롯 할당 DB를 리셋 Return 아이들상태 Else 인덱스 Nbr_ID용 링크 스케줄 메시지 DB에서 링크 메시지 상태 리셋 Nbr_ID에 부정적 CONFIRM 메시지 전송 Return 아이들상태 End

표 10은 CONFIRM 메시지 처리절차를 표시한다. CONFIRM이 긍정이면, 링크는 이웃들의 세트에 추가되는 것으로 간주 된다. 노드용 링크의 수 Num\_links 가 증가된다. 할당된 시간 슬롯 Ns은 슬롯 할당 DB에서 SP\_Alloc로 표시되고, 링크 스케줄링 메시지 DB에서 링크 메시지 상태는 인덱스 Nbr\_ID로 리셋된다. 메시지가 부정적 CONFIRM이었으면, 슬롯 할당과 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스는 Nbr\_ID용으로 리셋된다.

[표 10]

Nbr_ID로부터 CONFIRM 메시지를 처리하기 위한 절차
If 긍정적 CONFIRM 메시지이면, 시간 슬롯 Ns용의 슬롯 할당 DB(SP_Alloc으로 표기)에 적절한 변형을 가함. 인덱스 Nbr_ID용 링크 스케줄링 메시지 DB에 링크 메시지 상태를 리셋. Num_links 증가 Return 아이들상태 Else 시간 슬롯 Ns용 슬롯 할당 DB(Free로 표기) 리셋. 인덱스 Nbr_ID용 링크 스케줄링 메시지 DB에 링크 메시지 상태를 리셋 Return 아이들상태 End

할당된 시간 슬롯은 여러 이유중의 하나에 의해 재할당될 필요가 있을 수도 있다. 정상적인 작동의 과정 동안에 링크가 저하되거나 신뢰할 수 없으면, 토폴로지 제어 함수는 신뢰할 수 없는 링크 문제를 해결하기 위하여 포함된다. 궁극적으로, 링크로 할당된 모든 슬롯을 삭제하기 위하여 SP 슬롯 할당 처리를 지시하는 이벤트를 변화하는(예를들어, 링크 삭제) 토폴로지를 발생시킬 수도 있다.

이러한 절차에 포함된 단계는 표 11에 표시된다. 링크는 다른 노드와 공유되는 모든 시간 슬롯의 재할당을 요청하는 노드로부터 DELETE\_TS 메시지를 보냄으로써 재할당된다. 또한, 링크 스케줄링 메시지 DB와 슬롯 할당 DB의 적절한 표제어들은 리셋되었다.

[표 11]

<p><b>노드 Nbr_ID에의 링크 삭제를 위한 절차(DELETE_TS 메시지 발생)</b></p> <p>Nbr_ID에의 링크에 할당된 슬롯 할당 DB로부터 모든 SP 및 DA 시간 슬롯, Ls의 리스트를 추출</p> <p>리스트 Ls를 가진 메시지 DELETE_TS를 구성하여 Nbr_ID에 보냄.</p> <p>Ls의 모든 시간 슬롯용 인덱스 Nbr_ID와 슬롯 할당 DB용 링크 스케줄 메시지 리스트 Num_links 감소</p> <p><b>Return</b> 아이들상태</p>
--

표 12는 수신된 DELETE\_TS 메시지를 처리하기 위한 절차를 표시한다. 재할당된 시간 슬롯의 리스트 Ls은 메시지에서 추출된다. 그리고, 슬롯 할당 DB와 링크 스케줄링 메시지 DB의 적절한 상태가 리셋된다.

[표 12]

<p><b>Nbr_ID로부터 DELETE_TS 메시지를 처리하기 위한 절차</b></p> <p>Nbr_ID로부터의 DELETE_TS 메시지에서 시간 슬롯의 리스트 Ls 추출</p> <p>리스트 Ls의 모든 시간 슬롯용 슬롯 할당 DB(Free로서 표기) 리셋</p> <p>인덱스 Nbr_ID용 리스트 Ls의 모든 시간 슬롯용 링크 스케줄 메시지 DB에 링크 메시지 상태 리셋</p> <p>Num_links 감소</p> <p><b>Return</b> 아이들상태</p>
--

요약하여, 반영구적 시간 슬롯을 할당하는 기능을 위한 목적은 가능하면 많은 이웃 노드들이 N개까지 연결할 수 있도록 하는 것이다. N개의 이웃 노드가 얻어지면, 각각은 단일 반영구적 시간 슬롯으로서 할당된다. 새 링크가 이 프로토콜에 의해 설치되면, 양 노드는 새롭게 할당된 SP 시간 슬롯에서 작동을 시작할 것이다.

신뢰성 있는 통신이 할당된 시간 슬롯을 이용하여 유지될 수 있는지 결정하기 위하여 이러한 작동은 새로운 링크를 시험할 것이다. 이것은 이 특정 시간 슬롯에서 일어나는 비정상적인 간섭이 없는 것을 보장한다. 링크가 신뢰할 수 없는 것으로 시험되면, 토폴로지 제어 함수가 통지될 것이며 시간 슬롯은 부정 할당될 수 있으며 다른 목적으로 사용될 수 있다.

가용 시간 슬롯의 할당이 이제 설명될 것이다. 유효 시간 슬롯은 네트워크 트래픽의 변동하는 수요에 반응하는 방식으로 할당된다. 재차, N이 네트워크 크기와 환경에 비례하여 지능적으로 선택되고 고정된다고 가정한다. 또한,  $N_{frame} = 2N - 1$  이라고 가정한다.

가용 용량의 할당에서 정확한 분포도를 달성하도록 시간 슬롯은  $m_s$  서브시간 슬롯으로 구분될 것이다. 이하의 나머지 설명에서는  $m_s = 2$ 인 것으로 가정한다. 이것은 서브시간 슬롯이 매  $m_s^{th}$  (또는 두번째) 프레임을 반복하도록 특수한 시간 슬롯 할당임을 정의함으로써 성취될 것이다.

한개의 노드에서 이웃 노드까지의 유효 시간 슬롯에 대한 요청은, 적어도 하나의 반영구적 시간 슬롯이 이들 두 노드 사이의 링크를 위해 할당되는 경우에서만 허용된다. 링크가 적어도 하나의 반영구적 시간 슬롯을 할당 후, 노드는 매  $m_s^{th}$  (또는 초마다) 프레임에 대해 한 번의 시간 슬롯의 주기적인 할당을 요청할 수 있다. 유효 시간 슬롯을 스케줄하기 위해 사용된 메시지는 필요로 하는 시기 보다 여러 프레임을 앞서는 시간 슬롯들을 스케줄링하기 위한 PA 링크를 거쳐 보내질 수 있는데, 이는 링크가 프레임당 적어도 하나의 반영구적 시간 슬롯의 할당을 가지기 때문이다.

유효한 시간 슬롯의 효율적 할당을 위한 핵심 필요조건은 각 링크 위의 트래픽 수요의 측정이다. 2가지 측정이 필요할 것이다. 첫째로, 링크(i,k)(프레임당 시간 슬롯의 숫자의 단위) 위로 보내진 측정된 평균 트래픽은  $T_{ikse}$ 에 의해 표시될 것이다. 이러한 측정은 어떤 유효한 시간 슬롯 뿐만 아니라 프레임당 하나 이상의 반영구적 시간 슬롯에 보내진 모든 트래픽을 포함할 것이다.

또한, 우리는 링크(i,j)의 대기(queue)의 상태  $Q_{ik}$ 의 측정을 유지하는 것을 필요로 한다.  $Q_{ik}$ 의 값이 더 큰 것은 하나 이상의 유효 시간 슬롯의 즉시적인 할당이 필요한 것을 나타낸다. 우연한 수요의 폭주는  $Q_{ik}$ 의 증가를 야기할 수 있으며, 이는 이어서 대기상태의 크기가 감소하기까지 수요 용량의 부가적인 시간 슬롯의 요청을 발생한다.

링크(i,k)에 할당된 시간 슬롯( $m_s=2$ 인 시간 슬롯의 1/2로 구분된)의 전체 숫자는  $N_{ik}^{tot}$ 으로 나타낼 수 있다. 시간 슬롯 수요는 아래와 같이 정의된다:

$$T_{ik}^{dem} = f(T_{ik}^{se}, Q_{ik}) \quad (4)$$

이는 대기상태의 크기에 의해 표시된 필요로 하는 측정된 부가적인 용량과 측정된 트래픽 합의 함수이다. 그러면, 이 링크에서 필요로 되는 시간 슬롯의 수  $T_{ik}^{need}$ 는 이하와 같다:

$$T_{ik}^{need} = \max(T_{ik}^{dem}, T_{ik}^{dem}) \quad (5)$$

이 링크에 할당된 측정기준은 이하와 같다:

$$M_{ik}^{DA} = T_{ik}^{need} - N_{ik}^{tot} + B \quad (6)$$

이는, DA 슬롯 할당 메커니즘을 통해서 이 링크로 할당되는 부가적인 시간 슬롯의 측정된 수의 계산이다. B는 중요한 대기 상태를 피하기 위해 각각의 링크에 용량을 초과하기에 충분히 할당된 시간 슬롯의 약 1/4 내지 1/2로 명목상 설정될 수 있는 바이어스 용어이다. 우리가 식(4)에서 정의된 측정기준을 이용하는 방안을 제시하는 동안에, 다양한 다른 형태의 측정기준은 DA 시간 슬롯의 할당을 위한 기초로서 또한 사용될 수 있다.

도 8은 DA 슬롯 할당 과정(36)의 상태 도를 도시한다. 상태 도와 프로토콜 교환은 SP 슬롯 할당 과정의 것과 유사하다. 프로토콜 메시지 과정을 단순화하기 위하여, DA 시간 슬롯 할당의 하나의 스레드만은 어느 시간에도 진행중일 수 있다. 아이들 과정은 일 상태에서부터 다른 상태로 상태가 변화하는 것을 허용하기 앞서 수신된 이벤트를 체크하는 이벤트 관리를 수행한다.

이들 작동은 이하를 포함한다. DB의 현 상태와 일치하는 여부를 결정하기 위하여 수신된 메시지를 체크한다. 만일 메시지가 일치되지 않으면 폐기된다. 일정한 타임아웃은 DB 상태가 리셋이 필요하다는 것을 가리킬 수도 있다. 이러한 과정은 이러한 기능을 실행한다. 또한 DA 슬롯 할당이 노드의 최적의 주어진 트래픽 부하 수요인지 여부를 결정한다. 새로운 DA 시간 슬롯이 특정 링크에 추가되는 여부를 결정하면 DA 추가 슬롯 상태로의 천이를 불러 일으킬 수 있다.

아래 표 13에 나열된 바와같이, DA 시간 슬롯 할당 프로토콜에서 요구되는 4가지 기본적인 메시지 형태가 있다. 이들은 SP 슬롯 할당에서 사용된 것과 매우 유사하다. 이들의 사용은 이전에 설명한 SP 슬롯 할당 과정과 일치하고 자기 설명적이다.

**[표 13]**

메시지 형태	메시지 기능
REQ_DATS	새로운 DA 슬롯 할당 요청 수신된 REQ_DATS로 응답 수신된 REPLY_DATS에 답변
REPLY_DATS	
CONFIRM	

DELETE_TS LINK_METRIC	에의 메시지 전파
--------------------------	-----------

DA 시간 슬롯할당의 예는 도 9에 도시되었다. 노드(1)는 링크(1,2)를 위한 부가적인 DA 시간 슬롯 할당을 추가하는 것을 요구한다. 대응하는 프로토콜 메시지 교환은 표 5에서 도시되었다. 모든 슬롯(5, 6)과 서브 슬롯(4.2)의 할당을 지지할수 있는 것을 가리키는 REQ\_DATS(L=(4.2,5,6))을 전송함으로써 노드(1)는 교환을 시작한다. 이러한 리스트는 필요성이 더 작은 DA 시간 슬롯과 자유 시간 슬롯을 모두 포함할 수 있다.

요청 메시지가 보내지면, 적당한 변화가 시간 슬롯과 링크 스케줄 메시지 데이터 구조에 가해진다. 노드(2)는 3개의 이웃 들에의 링크용 SP 할당들로서 시간 슬롯들(1, 3, 6)을 사용하고 DA 할당으로서 서브 슬롯(2.1) 및(3.2)을 사용한다. 그리고 (6)을 이용하고 있다. 서브 슬롯(4.2) 또는 슬롯(5)의 양 서브 슬롯을 선택할수 있다. 응답 메시지에서 이 선택을 행하고 보낸다.

응답 메시지가 보내지면, 시간 슬롯과 링크 스케줄 메시지 데이터구조에 적당한 변화가 이루어진다. 최종적으로, 확인이 보내지거나 수신되면, 적절한 시간 슬롯의 상태는 "링크(1,2)로 DA 할당된 서브 슬롯(4.2)"으로 변화된다.

[표 14]

노드 1 노드 2
노드(1)에서 노드(2)로의 링크가 부가적인 DA 시간 슬롯을 요구함을 결정
전송 메시지 손실 REQ_DATS(L=(4.2,5,6)) -->
타임아웃 및 재시도 재전송 --> 수신 REQ_DATS(L=(4.2,5,6)) REQ_DATS(L=(4.2,5,6)) REPLY_DATS(슬롯4.2) 수신 <-- REPLY_DATS(슬롯4.2)전송
CONFIRM (슬롯4.2)전송 --> CONFIRM(슬롯4.2)수신 링크(1,2)에 DA할당된 슬롯(4, 2) 링크(1,2)에 DA할당된 슬롯(4. 2)

이하의 접근방식은 이웃 노드로 링크를 향하게 하기 위하여 (N-1) 유효 시간 슬롯을 할당하기 위해 각각의 네트워크 노드에서 사용된다. 이러한 방법을 이용하면 각 노드는 반영구적 시간 슬롯이 할당된 각 링크들에 대한 링크 측정기준  $M_{ik}^{DA}$ 을 연속 유지할 것이다. 각 노드는 각 이웃노드로의 부가적인 전송 시간 슬롯에 대한 필요를 나타내기 위하여 이 링크 측정기준을 사용할 것이다.  $M_{ik}^{DA}$ 의 가장 큰 값은 부가적인 수용에 기초한 시간 슬롯 할당에 대한 가장 큰 수요를 갖는 링크를 나타낸다.  $M_{ik}^{DA}$ 의 양의 값은 요구되는 부가적인 시간 슬롯의 갯수를 가리키고, 음의 값은 재할당을 위하여 넘겨질 수 있는 시간 슬롯의 갯수를 나타낸다.

링크 측정기준  $M_{ik}^{DA}$ 이 유지됨에 따라, 가장 큰 링크 측정기준이 부가적인 서브 슬롯 할당의 필요를 나타내고 다른 링크들(다시 작은 측정기준에 의해 표시된)에의 자유 슬롯 혹은 초과 DA 할당으로서 서브 슬롯들이 유효하면, 과정은 추가 DA 슬롯 상태로 천이되고 DA 서브 슬롯 할당의 발견 과정이 시작된다.

반영구적 시간 슬롯과 같이, 노드는 이웃으로의 링크를 지향시키기 위한 할당되는 DA 시간 슬롯의 선택을 조정하는 것만이 필요하다. 이는, 이웃은 지향성 링크에 걸쳐 시간 슬롯을 할당하기 위해 이웃에 요청을 보낼 것이고, 할당의 허여 또는 같은 링크 위의 요청의 거절을 수신하는 것을 의미한다.



도 8에서 요구되는 과정을 설명하는 몇몇 초기 의사 코드가 개발되었다. DA 슬롯 할당 과정에 의해서 처리되어야 하는 일어난 수 있는 다양한 이벤트들이 있다. 이벤트 관리는 표 6에 나타낸 바와 같은 아이들 과정에서 행해진다.

4개의 이벤트 카테고리가 도시된다: 1) 수신 메시지, 2) 체크 타임아웃, 3) 링크 매트릭스의 재계산, 및 4) DA 시간 슬롯 요구 및 DA 시간 슬롯 삭제. 수신 메시지는 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스(DB)에 관하여 첫번째로 체크되어 메시지가 DB의 현상태에 일치하도록 한다. 예를 들면, 우리가 이웃에 요청을 보낸다면, 예기되는 다음 메시지는 응답이다.

이렇게 분배된 프로토콜을 단순화하기 위해, DA 프로토콜 메시지 교환의 오직 하나의 스레드가 한번에 허용된다. 이것은 상술한 DB를 체크함에 의해 다른 DA 메시지 교환이 부가 DA 슬롯 천이가 개시되기에 앞서 또는 REQ\_DATS 메시지가 처리되기에 앞서 진행하는지 여부를 알 수 있도록 하는 상기 처리과정에서 강화된다. 만약 슬롯 부가가 또 다른 DA 프로토콜 스레드가 처리중이기 때문에 개시될 수 없다면, 슬롯 부가는 끝나지 않을 것이다.

링크 매트릭스의 재계산과 DA 시간 슬롯 요구는 다음 기회에 자연스럽게 재스케줄될 수 있다. 링크 매트릭스는 미리 설정된 스케줄에 따라 주기적으로 재계산될 것이다. 소정의 임계값, 즉 최대 매트릭스 임계값(Max\_Matric\_threshold)보다 더 큰 링크 매트릭스를 구비한 링크는 새로운 DA 서브랏(sub-lot)을 얻기 위한 후보이다.

이러한 임계값을 초과하는 최대 측정기준을 가진 링크는 새로운 DA 서브랏이 할당되는 다음 링크로서 선택될 수 있다. 새로운 DA 서브랏이 할당될 필요가 있고 상기 조건이 만족된다면, 상술한 부가 DA 상태로의 변환은 DA 슬롯 할당과정에서 발생한다.

[표 15]

아이들 상태에 대한 절차(DA 이벤트 관리)
이벤트 타임아웃 수신 메시지: If 수신된 메시지가 링크 스케줄링 메시지의 상태와 일치하지 않는다면 Nbr_ID 를 위한 DB 메시지 폐기 Elseif 메시지 타입 = 요청 DATS(REQ_DATS) If Nbr_ID 변환에서 처리 REQ_DATS 상태로 이전의 REQ_DATS 메시지를 수신하는 것 이외에 링크 부가를 위해 링크 스케줄링 메시지 DB내에서 메시지를 처리하는 계류중인 DA 메시지 활동이 없다면 Else 새로운 링크를 거절하고 Nbr_ID에 부정적 응답 DATS (REPLY_DATS) 메시지를 송부 End Elseif 메시지 타입 = 응답 DATS(REPLY_DATS) 메시지를 처리하도록 처리 REPLY_DATS 상태로 변환 Elseif 메시지 타입 = 확인(CONFIRM) 메시지를 처리하도록 처리 CONFIRM 상태로 변환 Elseif 메시지 타입 = 삭제 TS(DELETE_TS) 메시지를 처리하도록 처리 DELETE_TS 상태로 변환 End 타임아웃 체크: 모든 타임아웃 체크 If 타임아웃이 DA_Req 상태의 링크에 대해 만기 되었다면 부가 DA 슬롯상태로 변환 If 타임아웃이 DA_응답 상태에서 링크에 대해 만기 되었다면 시간 슬롯 Ns를 위해 슬롯 할당 DB를 리셋 그리고 인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄링 메시지 DB내의 링크 메시지 상태에서 End 링크 매트릭스 재계산 및 DA 시간 슬롯 요구: 링크 매트릭스 재계산 새로운 링크 매트릭스를 LINK_METRIC 메시지 내의 모든 이웃 노드로 송부 링크 매트릭스를 추려서 가장 큰 링크 측정기준 선택



```

If (링크 스케줄링 메시지 DB내에서 계류중인 DA 메시지 활동 없음) and (가
장 큰 링크 측정기준 > 최대 측정기준 임계값)
Nbr_ID에 새로운 DA 슬롯할당을 부가하도록 부가 DA 슬롯상태(Add DA
Slot state)로 변환
End
DA 시간 슬롯 삭제:
Nbr_ID에서 시간 슬롯을 삭제하기 위해 DA TS 삭제상태로 변환
End
    
```

부가적인 DA 슬롯 처리를 위한 의사코드는 [표 16]에 기재되어 있다. 이것은 단지 2개의 이웃 노드 사이에서 시간 슬롯 할당과 프로토콜 메시지 교환의 협력을 필요로 하는 처리를 시작한다. 링크를 필요로 하는 노드는 REQ\_DATS 메시지를 상기 링크에 대하여 승인가능한 시간 슬롯의 리스트를 가지고 후보 이웃 노드에 송부한다.

후보 시간 슬롯의 리스트는 소정의 임계값 미만의 측정기준인 최소 측정기준 임계값(Min\_metric\_threshold)을 가진 모든 자유 서브 슬롯(free sub-slots)과 모든 DA 서브 슬롯을 포함해야 한다. DA 시간 슬롯은 다른 DA 트래픽에 수월하게 일시적으로 할당될 수 있다. 이러한 리스트는 통상 요구되는 시간 슬롯 할당 내에 최소한의 혼란을 야기하는 서브 슬롯 우선(preference)을 지시하도록 우선 주문될 수 있다. 우선 주문은 상기 최소 측정기준 임계값보다 적은 가장 큰 측정기준에 이르기까지 처리되는 가장 작은 매트릭스를 가진 서브 슬롯에 의해 따르는 제 1 자유 시간 슬롯이 될 것이다.

이렇게 분배된 프로토콜을 단순화하기 위해, DA 프로토콜 메시지 교환의 하나의 스레드만이 한번 허용된다. 이것은 아이들 절차에서 강화된다. REQ\_DATS 메시지는 한번 송부될 뿐이며, 만약 이웃 노드가 또 다른 DA 프로토콜 교환을 현재 처리중이라면 성공하지 않게 된다. 이러한 경우에, 노드는 궁극적으로 부정적 REPLY\_DATS 메시지를 수신한다. 만약 이러한 링크가 링크 측정기준이 평가된 다음번에 가장 큰 측정기준을 가진다면 DA 슬롯을 부가하려는 재시도가 있게 된다. REQ\_DATS 메시지가 송부된다면 상기 처리는 다른 이벤트가 처리될 수 있는 아이들 상태로 복귀한다.

**[표 16]**

노드 Nbr_ID까지의 링크에 새로운 DA 서브 슬롯을 부가하기 위한 절차 (REQ_DATS 메시지 발생)
자유 시간 슬롯으로부터 Nbr_ID 에 제공하기 위해 시간 슬롯(서브슬롯)의 리스트 Ls 구축 및 과잉용량을 가진 DA 서브슬롯(링크 측정기준 < 최소 측정기준 임계값) REQ_SPTS 메시지에 리스트 Ls를 붙이고 Nbr_ID 에 송부
인덱스를 위해 링크 스케줄링 메시지 DB 내에 타임아웃 및 링크 메시지 상태 설치
Nbr_ID 및 슬롯 할당 DB 내에

REQ\_DATS 메시지를 수신하는 이웃은 REQ\_DATS 상태로 그것의 DA 슬롯할당 처리 변환을 할 것이다. 이 메시지를 처리하기 위한 절차는 [표 17]에서 보여준다. 상기 절차는 서브 슬롯의 제안된 리스트인 Ls를 택하고 바람직한 서브 슬롯인 Ns를 선택한다. 승인된 서브 슬롯은 리스트(Ls)상의 제 1 서브 슬롯이며, 이것은 슬롯할당 DB내에 자유롭게 표기되거나 또는 최소 측정기준 임계값보다 적은 링크 측정기준으로 할당된 DA 이다. 그런 다음에 이러한 선택을 가진 REPLY\_DATS 응답 메시지가 송부된다. 만약 링크가 승인될 수 없거나 또는 처리 내의 또 다른 진행 DA 슬롯할당이라면, 부정적 REPLY\_DATS 응답 메시지가 송부된다. 또한 절차는 링크 스케줄링 메시지 DB 및 슬롯할당 DB내의 상태로 적절한 수정이 가해진다.

**[표 17]**

REQ_DATS 메시지를 처리하기 위한 절차(Nbr_ID로부터)
Nbr_ID로부터 수신된 유용한 서브 슬롯의 우선순위의 리스트 Ls를 검사
그리고 슬롯할당 DB 내에서의 현 할당량과 비교

```

슬롯할당 DB내에 자유롭게 표기되거나 또는 최소 측정기준 임계값보다 적은 링크 측정기준으로 할당된 DA 인 리스트상의 서
브 슬롯으로써 최상의 할당 = Ns 선택
If 어떠한 서브 슬롯도 승인조건을 만족하지 않는다면
새로운 링크를 거절하고 부정적 REPLY_DATS 메시지를 Nbr_ID에 송부
Return 아이들 상태로 복귀
Else
시간 슬롯 Ns를 위해 슬롯할당 DB에 적절한 수정을 가한다.
(그것을 DA_Reply로써 표기)
If 시간 슬롯 Ns가 DA에 할당되었다면
DA 시간 슬롯이 할당된 이웃 노드에 DELETE_TS를 송부
End
선택된 시간 슬롯 Ns를 REPLY_DATS 메시지에 부착하고 Nbr_ID에 송부
인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄링 메시지 DB 내에 타임아웃 및 (시간 슬롯 Ns를 가진 DA 응답에)링크 메시지 상태 설치
Return 아이들 상태로 복귀
End
    
```

수신된 REPLY\_DATS 메시지는 [표 18]에 도시된 바와 같이 처리된다. 이웃노드로부터 수신된 서브 슬롯 Ns의 선택은 메시지에서 추출된다. 노드가 허용된 시간 슬롯을 사용하는데 동의하는지를 나타내는 긍정적 또는 부정적 확인 (CONFIRM) 메시지를 가진 이와 같은 응답을 확인하는지 요구된다. SP 할당 처리에 나타난 바와 같이, 3-방향 신호변경은 스케줄링 처리의 출력에서의 불확실성을 제거한다.

만약 REPLY\_DATS 메시지가 긍정적 응답이라면, 그때 서브슬롯 Ns의 선택은 여전히 새로운 링크를 위한 새로운 DA 서브슬롯에 대해 허용가능한 할당인지를 알아보기 위하여 검사된다. 만약 허용가능하다면, 슬롯할당과 링크메시지 데이터베이스내의 상태로 적절한 수정이 가해진다. 그런 다음에 긍정적 확인메시지가 복귀된다.

만약 REPLY\_SPTS 메시지가 부정적이라면, 슬롯 할당과 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스는 이러한 Nbr\_ID를 위해 리셋된다. 다른 한편으로, 만약 Ns의 선택이 더 이상 허용되지 않는다면, 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스는 이러한 Nbr\_ID를 위해 리셋된다. 그런 다음 부정적 확인(CONFIRM) 메시지가 링크를 거절하는 이웃 노드에 송부된다.

[표 18]

Nbr_ID로부터 REPLY_DATS 메시지를 처리하기 위한 절차
Nbr_ID로부터 REPLY_DATS 메시지에서 시간 슬롯 선택 Ns 추출 If (포지티브 REPLY_DATS 메시지) and (Ns의 선택이 슬롯할당 DB로부터 여전히 허용가능) 슬롯할당 DB에 적절한 수정을 가함(그것을 DA_Reply로 표기) 시간 슬롯 Ns를 위해 그리고 링크 스케줄링메시지 DB내의 링크 메시지 상태에서 인덱스 Nbr_ID를 위해 If 시간 슬롯 Ns가 할당된 DA였다면 DA 시간 슬롯이 할당된 이웃 노드에 DELETE_TS 송부 End Ns용 확인(CONFIRM) 메시지를 생성하여 Nbr_ID에 송부 Return 아이들 상태로 복귀 Elseif 부정적 REPLY_DATS 메시지 시간 슬롯 Ns를 위해 슬롯할당 DB 리셋 그리고 링크 메시지 상태에서 인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄링메시지 DB내의 Return 아이들 상태로 복귀 Else 인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄링메시지 DB내의 링크 메시지 상태 리셋 부정적 확인 메시지 Nbr_ID에 송부 Return 아이들 상태로 복귀 End

[표 19]는 확인 메시지를 처리하는 절차를 보여준다. 만약 확인이 긍정적이라면, 선택된 서브랏은 Nbr\_ID를 위해 링크에 대한 할당에 추가된다. 할당된 시간 슬롯 Ns는 슬롯할당 DB내에 DA\_Alloc로 표기되며, 링크 스케줄링 메시지 DB내의 링크 메시지 상태는 인덱스 Nbr\_ID를 위해 리셋된다. 만약 메시지가 부정적 확인이라면, 슬롯 할당과 링크 스케줄링 메시지 데이터베이스는 이러한 서브 슬롯을 위해 리셋된다.

[표 19]

<b>Nbr_ID로부터 확인(CONFIRM) 메시지를 처리하기 위한 절차</b>
If 포지티브 확인 메시지라면 슬롯할당 DB에 적절한 수정을 가함(그것을 DA_Alloc로 표기) 시간 슬롯 Ns를 위해 인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄링 메시지 DB내의 링크 메시지 상태 리셋 Return 아이들 상태로 복귀 Else 시간 슬롯 Ns를 위해 슬롯할당 DB 리셋(그것을 자유로 표기) 인덱스 Nbr_ID를 위해 링크 스케줄링메시지 DB내의 링크 메시지 상태 리셋 Return 아이들 상태로 복귀 End

할당된 시간 슬롯은 다수 이유중 하나의 이유로 해제되는게 필요하다. 만약 정상적인 작동경로 동안에 링크가 다운되거나 신뢰할 수 없게 된다면, 토폴로지 제어 함수는 신뢰할 수 없는 링크 상의 문제를 처리하는데 관련된다. 궁극적으로, 상기 SP 슬롯 할당 처리가 링크에 할당된 모든 슬롯을 삭제하도록 하게 하는 토폴로지 변화(예를 들면, 링크삭제) 이벤트가 발생한다.

이러한 프로세스에 관련된 단계는 [표 11]에서 보여준다. 상기 링크는 다른 노드와 공유된 모든 시간 슬롯의 할당해제를 요청하는 노드로부터 DELETE\_TS 메시지를 송부함으로써 할당 해제된다. 또한, 링크 스케줄링 메시지 DB 및 슬롯 할당 DB 내에 적절한 엔트리가 리셋된다.

[표 20]

<b>노드 Nbr_ID에서 DA TS를 삭제하기 위한 절차(DELETE_TS 메시지 발생)</b>
삭제될 DA 서브 슬롯 Ns를 포함하는 메시지 DELETE_TS를 구축한다 그리고 Nbr_ID에 송부 인덱스 Nbr_ID를 위한 링크 스케줄링 메시지 DB 및 서브 슬롯 Ns를 위한 슬롯할당 DB를 리셋 Return 아이들 상태로 복귀

표 21은 수신된 DELETE\_TS메시지를 처리하는 절차를 보여준다. 할당해제되는 서브 슬롯 Ns는 메시지에서 추출된다. 그런 다음에 슬롯 할당 DB 및 링크 스케줄링 메시지 DB 내에 적절한 상태가 리셋된다.

[표 21]

<b>Nbr_ID로부터 DELETE_TS 메시지를 처리하기 위한 절차</b>
Nbr_ID로부터 DELETE_TS 메시지에서 DA 서브 슬롯 Ns를 추출 서브 슬롯 Ns를 위해 슬롯할당 DB (그것을 free로 표기)를 리셋 서브 슬롯 Ns를 위해 링크 스케줄링 메시지 DB내에 링크 메시지 상태를 리셋 Return 아이들 상태로 복귀

링크 스케줄링 알고리즘은 위상 배열 안테나(16)에 의해 발생된 다중 동시발생 빔들에 적용가능하다. 다중빔 위상 배열(또는 다른 타입의 다중 지향성 안테나)와 같은 별개의 수신기를 가진 다중 안테나 빔들을 각각 고용한 노드들을 가진 시스템의 확장을 가정한다. 또한, 모든 노드가 모두 동일한 개수의 빔을 가져야 하는 것은 아니다, 즉 노드  $k$ 는  $B_k$  빔을 가진다. 이것은 어떠한 시간 슬롯에서도 가능한  $B_k$  병렬 링크와 등가이다.

상기 논의(단일방향을 향하고 있는 빔)를 확장하여  $B_k$  빔이  $B_k$ 보다 더 큰 이웃 노드 세트에서 시간분할 되도록 한다. 비록 노드가 각각 다른 개수의 빔을 가질지라도, 모든 노드는 통상적인 시간 슬롯식 및 각 빔에 대한 프레임당 시간 슬롯 개수가  $N_{frame}$  과 동일한 프레임을 사용한다.

반영구적으로 할당된 시간 슬롯의 개수에 있어서  $B_k$  빔중 어느 하나에 대한 임의의 노드  $k$ 에서의 상한값( 및 그럼으로써 빔에 대한 허용가능한 이웃 노드의 최대수)이  $N_{beam}$  에 의해 표기되는 것으로 본다.  $N_{beam}$  의 값은 프레임에 대한 시간 슬롯의 개수에만 의존하며 빔의 개수와는 상관없다. 식(3)에서와 같이,  $N_{beam}$  은 다음 방정식을 만족해야 한다:

$$N_{frame} \geq 2 \cdot N_{beam} - 1 \quad (7)$$

네트워크상의 모든 노드들이, 노드  $k$ 가 시간 호핑 및 포인팅에 의해 이웃 노드들에 분할되는 빔을 가진  $B_k$  빔을 구비한 방향성 링크에 의해 연결된다고 가정한다. 또한, 빔에 대해 허용된 이웃의 개수는, (이웃에 대해 허용되는 하나의 SP 시간 슬롯을 가지고) 빔에 대해 허용되는 반영구 시간 슬롯의 허용개수에 고정제한값인  $N_{beam}$  과 동일하다.

만약 각 이웃노드에서 각 빔에 대한  $N_{beam}$  의 고정값이 식(7)을 만족한다면, 모든 노드는 각각의 이들 링크와 각각의 빔에 대해, 다른 노드들이 하나 이상의 도약(hop)으로 떨어져서 어떤 컬러를 선택하는지 상관없이 그 링크를 위해 이웃과의 상호협정에 의해 다른 반영구 시간 슬롯을 선택할 수 있다. 이것은 각 노드가 이웃노드와의 통신에 의해서만 직접적인 형태로 각 빔에 대해  $N_{beam}$  반영구 시간 슬롯을 선택하도록 한다. 이러한 전략을 따름으로서, 각 노드는 적어도

$$N_k = B_k \cdot N_{beam} \quad (8)$$

이고, 이웃을 지지할 수 있으며 각각 빔에 대해 할당된  $N_{beam}$  시간 슬롯만을 가진 단일 SP 시간 슬롯이 할당된다.

빔에 대한  $N_{beam}$  이웃은 식(7)이 만족되는 한 지지될 수 있다는 입증은 단일빔 경우에 대해 관측의 입증에 직접적으로 따른다. 그때 만약 모든  $B_k$  빔이 동일한 형태로 스케줄된 SP 시간 슬롯을 가진다면, 지지되는 이웃 노드의 개수는 빔의 개수와 빔에 대한 이웃의 개수의 곱으로서 결과적으로 식(8)이 된다.

노드에 대한 빔의 개수가 다른 2개의 노드 사이에 SP 시간 슬롯 할당의 일 실시예가 도 10에 도시되어 있다. 이 실시예에서, 노드(1)는 2개의 빔을 가지며, 노드 2는 3개의 빔을 가진다. 2개의 노드가 다른 개수의 빔을 가진 동안에, 양 노드는 같은 프레임 구조를 사용하여야 한다. 이 실시예에서,  $N_{beam} = 5$  시간 슬롯/빔 이다. 식(7) 및 (8)로부터, 이것은 노드(1)이 최대 6개의 이웃을 갖도록 하며, 노드(2)는 최대 9개의 이웃을 갖도록 한다.

초기에는 양 노드는 식(7) 및 (8)의 제한하에서 허용되는 이웃의 최대 개수보다 하나 적다. SP 빔/시간 슬롯 할당은 각 링크에 대해 도시된다. 이들 노드들은 그들 사이에 부가링크를 부가할 수 있으며, 여전히 식(7) 및 (8)의 제한을 만족한다. 링크 스케줄링 프로토콜은 각 노드에 대한 SP 할당에 대하여 받아들일 수 있는 빔/시간 슬롯을 발견할 수 있으며, 그것은 궁극적으로 단일 빔 경우와 동일한 방법으로 작동한다.

대응하는 프로토콜 메시지 교환은 [표 22]에서 보여준다. 노드(1)는 적어도  $N_{beam}$  후보 시간 슬롯의 리스트를 가진 REQ\_SPTS(L=(1,2,3))을 송부함으로써 교환을 개시한다. 3개의 빔 IDs는 a, b 및 c에 의해 표기되며, 슬롯 개수는 빔 ID에 첨자로서 표기된다. 노드 1은 빔(a)에 3개의 허용가능한 SP 시간 슬롯을 사용하여 식별되었으나, 빔(b)에는 3개의 허용가능한 SP 시간 슬롯 중에서 2개만이 할당되었다.

그래서, 노드(2)에 (빔 (b)에 유용한) 3개의 SP 시간 슬롯의 리스트를 송부했다. 이 리스트는 모든 자유 및 DA 시간 슬롯을 빔에 포함할 수 있다. 요청 메시지가 송부될 때, 적절한 변화가 시간 슬롯과 링크 스케줄링 메시지 데이터 구조에 가해진다. 노드 2는 링크를 위하여 8개의 이웃에 빔(a, b)에 있는 모든 유용한 SP 시간 슬롯을 미리 할당했다.

그래서, 빔(c)은 새로운 SP 할당을 받아들일 수 있는 유일한 빔이다. 노드(1)로부터 REQ\_SPTS(L=(1,2,3))을 수신할 때, (SP 시간 슬롯으로서 이전에 미리 할당된  $c_1$  및  $c_2$ 를 구비한) 새로운 링크를 위하여 작동할 수 있는 유일한 것으로서 빔/시간 슬롯  $c_3$ 를 선택한다. 이러한 선택이 응답 메시지로 송부된다. 응답 메시지가 송부될 때, 빔/시간 슬롯과 링크 스케줄링 메시지 데이터 구조도 적절한 변화가 가해진다. 마지막으로, 확인이 송부되거나 수신될 때 적절한 시간 슬롯 상태로 "링크(1,2)에 할당된 SP"로 변화된다.

[표 22]

노드 1 노드 2
노드 1로부터 노드 2까지 링크를 위하여 토폴로지 제어로부터 링크 부가 이벤트를 수신하라
REQ_SPTS(L=(1,2,3))를 송부 --> REQ_SPTS(L=(1,2,3))를 수신 송부 REPLY_SPTS(슬롯 3)을 수신 <-- REPLY_SPTS(슬롯 3)을 송부 확인(슬롯 3)을 송부 --> 확인(슬롯 3)을 수신
링크(1,2)에 할당된 빔/슬롯 $b_3$ 링크(1,2)에 할당된 빔/슬롯 $c_3$

다중빔 스케줄링 알고리즘/프로토콜을 실행하는데 요구되는 변화는 직관적이며 다음과 같다. 시간 슬롯 DB와 링크 스케줄링 메시지 DB의 상태에 변수로서 빔 ID를 부가한다. 만약 새로운 SP 시간 슬롯을 계획하는 것이 가능한지 여부를 결정하는 기준으로서 식(7) 및 (8)을 사용한다. 네트워크를 위하여 매개변수  $N_{frame}$  및  $N_{beam}$ 의 값을 규정한다.

새로운 SP 시간 슬롯을 잠재적인 이웃에 제공하기 위해, 알고리즘은 첫째로 이웃의 개수가  $N_{beam}$  보다 작은 빔을 발견해야 한다. 이러한 빔은 새로운 이웃을 부가하는데 사용될 수 있다. 노드가 이웃에 보낸 REQ\_SPTS 메시지는 할당된 통상적인 SP가 아닌 빔에 대하여  $N_{beam}$  유용한 시간 슬롯을 규정할 수 있다.

REQ\_SPTS 메시지를 수신했다면, 노드는 이웃의 개수가  $N_{beam}$  보다 작은 빔 중의 하나를 찾아내야 한다. 이러한 빔은 새로운 이웃을 부가하는데 사용될 수 있다. 수신된 REQ\_SPTS 메시지 내의  $N_{beam}$  시간 슬롯의 리스트와 선택된 빔내에 통상적으로 할당되지 않은  $N_{beam}$  시간 슬롯과 비교하면, 적어도 하나의 시간 슬롯이 양 리스트에서 공통적으로 발견될 수 있다. 그 시간 슬롯은 REPLY\_SPTS 메시지에 송부되는 시간 슬롯으로서 선택될 수 있다. 한번 근원 노드가 REPLY\_SPTS 메시지를 수신할 때, 양 노드는 그들의 빔 및 공통의 시간 슬롯 할당을 선택할 것이다.

이 실시예는 단일 주파수대역이 각 빔에 사용된다고 명백하게 가정한다. 이러한 경우에, 하나의 노드는 간섭없이 동일대역에서 동시에 통신하는 서너개의 빔을 가질 수 있다. 이러한 비간섭작동은 실제적으로는 일어나기 어렵다. 이런 문제의 유사한 형태가 다른 주파수 대역에서 작동하는 각 빔, 예를 들면, 도 10에서 각각 다른 주파수 대역을 사용하는 빔(a, b, 및 c)를 가지고 해결될 수 있다. 스케줄링 알고리즘에 의해, SP 시간 슬롯의 할당에 동일한 제한을 가할 수 있다. 그러나, 시간 슬롯/빔 조합을 실제적으로 할당하는데 있어서, 2개의 노드가 동일한 빔(동일 대역을 사용하는 것과 등가)뿐만 아니라 동

일한 시간 슬롯을 사용하도록 하는 할당을 발견하는게 필요하다. 이것은 각 빔/시간 슬롯 조합을 스케줄링 관계와 다르게 만드는 것과 같다. 그래서, 유용한 시간 슬롯의 개수는 프레임 크기와 빔의 개수와의 곱이다. 이러한 경우에, 잠재적 이웃에 SP 시간 슬롯을 할당하는데 있어서의 제한은 다음 식으로 주어진다.

$$B \cdot N_{frame} \geq 2 \cdot N - 1 \quad (9)$$

여기서, B는 빔의 개수를 나타낸다. 이웃에 수에 있어서의 이러한 제한은 SP시간 슬롯을 분할하는 노드들이 동일한 빔/주파수 채널뿐만 아니라 동일한 시간 슬롯을 사용하여야 하기 때문에 식(7) 및 (8)에서보다 좀 더 엄격하다. 예를 들어  $N_{frame}=5$  및  $B=3$ 에 대하여, 식(9)는 각 노드에 대해 8개의 이웃을 허용하지만, 식(7) 및 (8)은 각 노드에 대해 9개의 이웃을 허용한다.

도 10의 실시예는 각각 다른 주파수 대역에서 작동하는 3개의 빔, 예를 들면, 각각 다른 주파수 대역을 사용하는 빔 (a, b, 및 c)를 각각 가지고 있는 2개의 노드를 보여준다. 또한, 프레임 크기가 5라고 가정한다. 양 노드는 이미 7개의 SP 시간 슬롯을 이웃 노드에 맡겨놓았으며, 그럼으로써 식(9)로부터 그들 각각은 그들 사이에 링크 설치를 허용하는 하나의 SP 시간 슬롯을 가진 부가적인 이웃을 부가할 수 있다. 위탁된 SP 시간슬롯은 도면에 도시되며, SP 시간 슬롯 할당과 새로운 링크를 개설하는데 요구되는 메시지 교환은 [표 23]에서 보여준다. 메시지 교환은 노드 1에 의해 REQ\_SPTS(L=(a<sub>4</sub>, a<sub>5</sub>, b<sub>3</sub>, b<sub>4</sub>, b<sub>5</sub>, c<sub>3</sub>, c<sub>4</sub>, c<sub>5</sub>)) 메시지를 SP 시간 슬롯으로써 미리 할당되지 않은 8개의 빔/시간 슬롯 조합을 포함해야 하는 노드 2에 송부함으로써 개시된다. 이 실시예에서, 노드 2는 노드 1에 의해 사용되지 않는 7개의 빔/시간 슬롯 조합(REQ\_SPTS 메시지 내에 수신된 8개의 빔/시간 슬롯 조합의 리스트에 있음)를 이미 할당했다. 그러므로, 식(9)에 의해 할당(c<sub>5</sub>)을 위해 선택할 수 있는 적어도 하나의 남아있는 빔/시간 슬롯 조합이 존재해야 한다. 도 11과 [표 23]에 도시된 바와 같이, 이것은 노드 1과 2 사이의 링크에 할당된 SP 시간 슬롯 조합이다.

[표 23]

노드 1 노드 2
노드 1로부터 노드 2까지의 링크를 위하여 토폴로지 제어로부터 링크 부가 이벤트를 수신
REQ_SPTS(L=(a <sub>4</sub> , a <sub>5</sub> , b <sub>3</sub> , b <sub>4</sub> , b <sub>5</sub> , --> REQ_SPTS(L=(a <sub>4</sub> , a <sub>5</sub> , b <sub>3</sub> , b <sub>4</sub> , b <sub>5</sub> , c <sub>3</sub> , c <sub>4</sub> , c <sub>5</sub> ))를 송부 c <sub>3</sub> , c <sub>4</sub> , c <sub>5</sub> ))를 수신송부 REPLY_SPTS(빔/슬롯 c <sub>5</sub> )을 수신 <← REPLY_SPTS(빔/슬롯 c <sub>5</sub> )을 송부 확인(빔/슬롯 c <sub>5</sub> )을 송부 --> 확인(빔/슬롯 c <sub>5</sub> )을 수신 링크(1,2)에 할당된 빔/슬롯 c <sub>5</sub> 링크(1,2)에 할당된 빔/슬롯 c <sub>5</sub>

본 발명은 위상 배열 네트워크에 대한 충분히 토의된 링크 스케줄링 알고리즘과 프로토콜을 제공한다. 알고리즘/프로토콜의 세부적인 것에 대한 상세한 설명은 노드에 대한 단일 지향성 빔의 경우를 고려하였으며, 그러한 접근에 대한 할당된 시간 슬롯동안 이웃 노드를 향하며 시분할 된다. 그러나, 이 결과는 노드에 대한 임의의 개수의 방향성 빔에 대해 사용될 수 있다.

### 산업상 이용 가능성

본 발명에 따르는 송수신기, 지향성 안테나, 송수신기에 연결된 지향성 안테나, 및 송수신기에 연결된 제어기를 포함하여 구성되는 복수의 이동 노드들을 포함하는 무선 통신 네트워크에 의하여, 무선 이동의 특별한 네트워크에서 시간 슬롯들을 스케줄하고 통신 링크 요구들에 있어서의 불균형 트래픽 노드들의 취급을 향상시킬 수 있다.

### 도면의 간단한 설명

도 1은 본 발명에 따른 무선 이동 애드 혹 네트워크의 예시도이다.

도 2는 본 발명에 따른 무선 이동 노드를 예시하는 좀 더 상세한 블록도이다.

도 3은 본 발명에 따른 시간 슬롯 프레임의 예시도이다.

도 4는 본 발명에 따른 도 2에 예시된 네트워크 도면에 가용 시간 슬롯들의 스케줄링을 예시한다.

도 5는 본 발명에 따른 반영구적 시간 슬롯들 및 가용 시간 슬롯들에 대한 톱-레벨 상태도이다.

도 6은 본 발명에 따른 반영구적 시간 슬롯 스케줄링 과정의 예시도이다.

도 7은 본 발명에 따른 새로운 통신 링크를 위하여 스케줄 된 반영구적 시간 슬롯의 예시도이다.

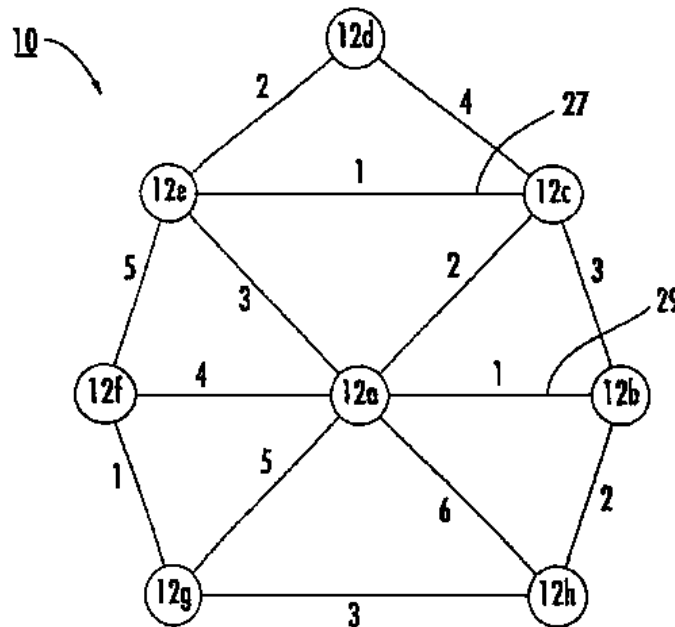
도 8은 본 발명에 따른 가용 시간 슬롯 스케줄링 과정의 예시도이다.

도 9는 본 발명에 따른 통신 링크에 더하여진 가용 시간 슬롯의 예시도이다.

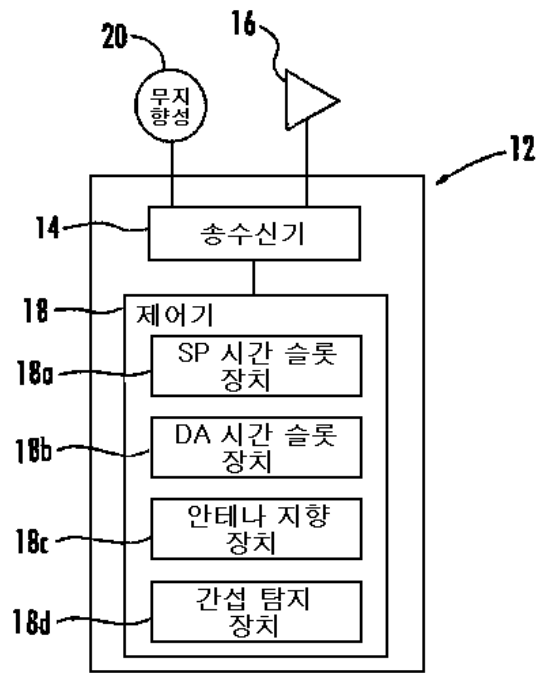
도 10 및 11은 본 발명에 따른 위상 배열 안테나로부터의 복수의 동시 안테나 빔에 기초하여 새로운 통신 링크를 위하여 스케줄 된 반영구적 시간 슬롯의 예시도이다.

도면

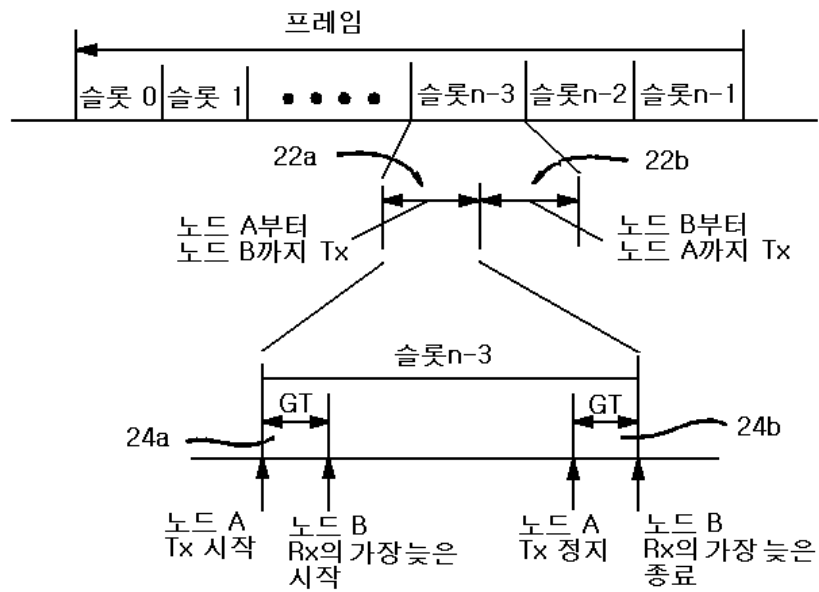
도면1



도면2

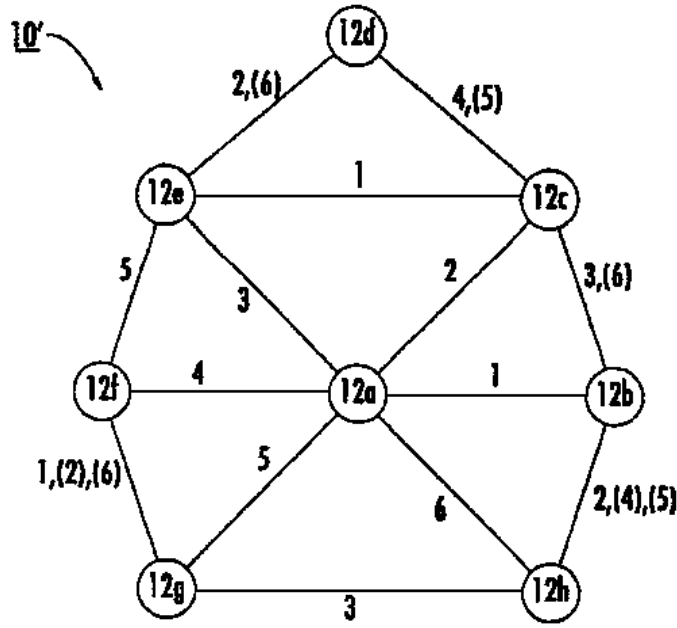


도면3

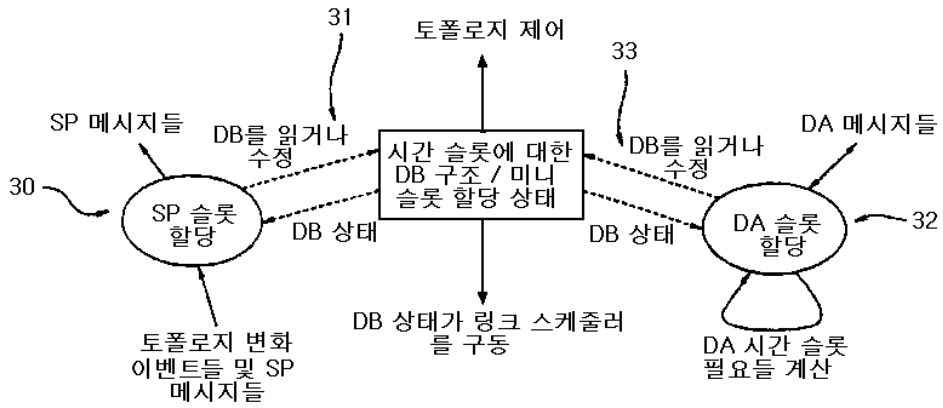




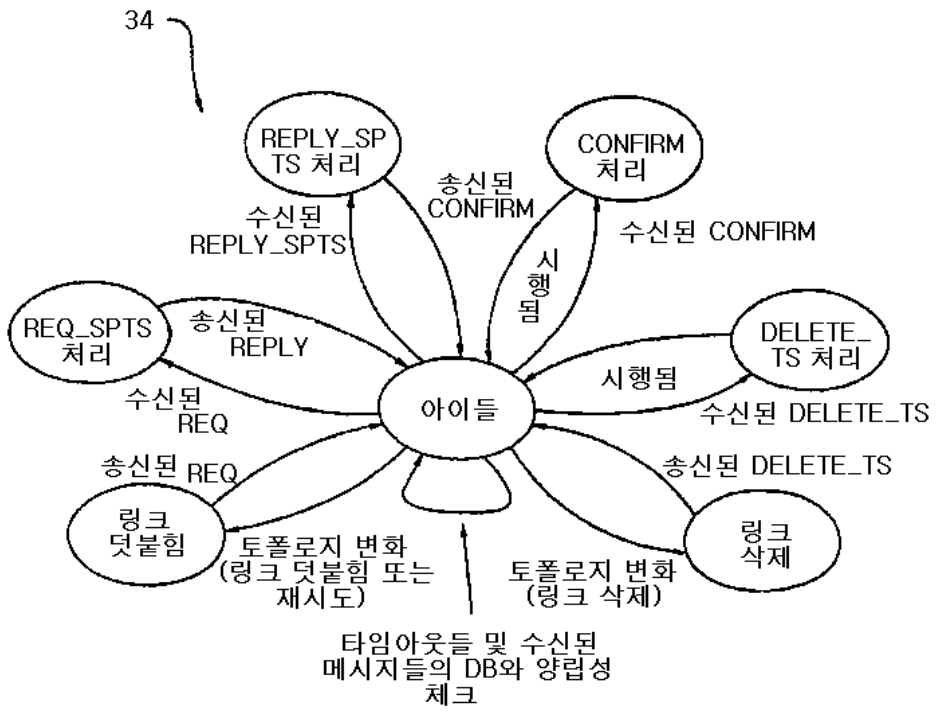
도면4



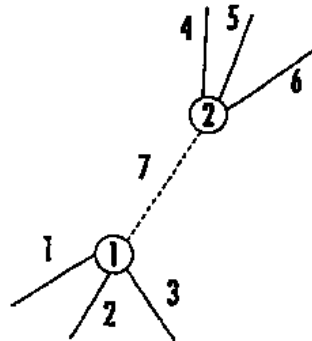
도면5



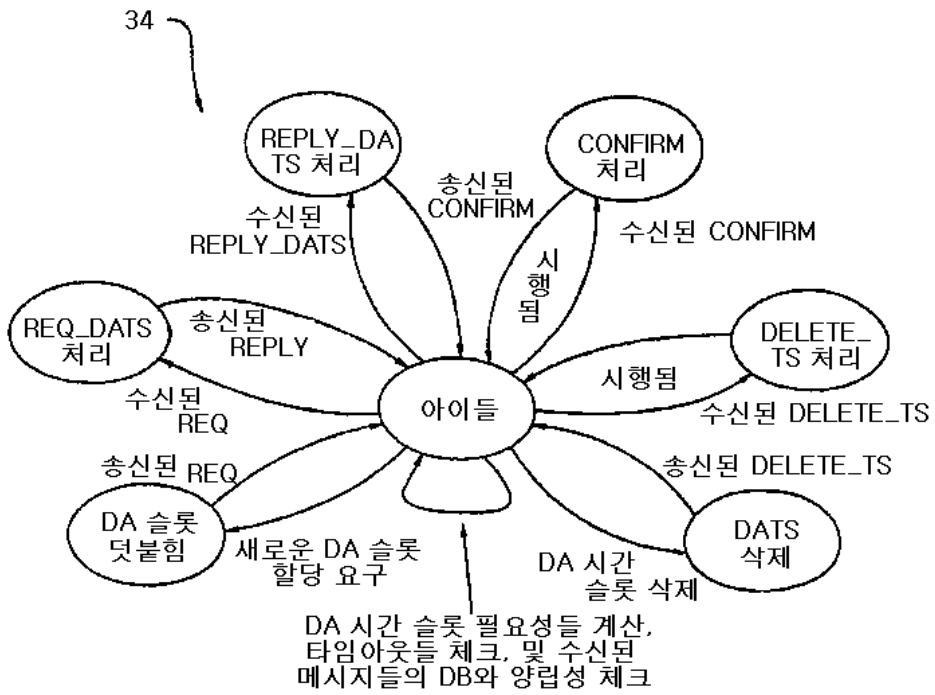
도면6



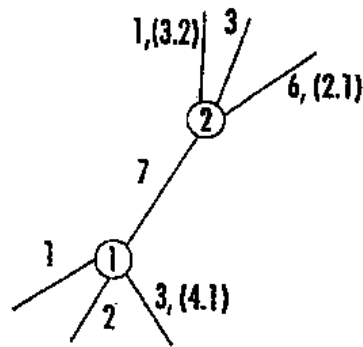
도면7



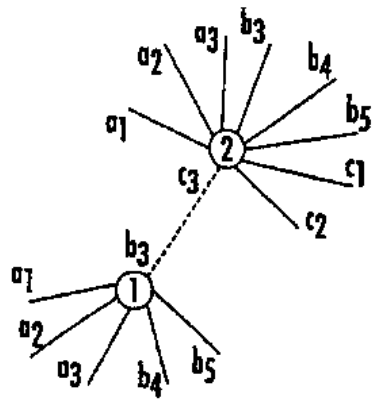
도면8



도면9



도면10



도면11

