



(19) 대한민국특허청(KR)  
(12) 등록특허공보(B1)

(45) 공고일자 2010년07월01일  
(11) 등록번호 10-0967292  
(24) 등록일자 2010년06월23일

(51) Int. Cl.  
H04B 7/26 (2006.01) H04L 12/56 (2006.01)  
H04J 11/00 (2006.01)  
(21) 출원번호 10-2008-0069586  
(22) 출원일자 2008년07월17일  
심사청구일자 2008년07월17일  
(65) 공개번호 10-2009-0009725  
(43) 공개일자 2009년01월23일  
(30) 우선권주장  
11/780,578 2007년07월20일 미국(US)  
(56) 선행기술조사문헌  
WO2001054299 A2\*  
KR1020060073586 A  
US20050030953 A1  
EP1139581 A2  
\*는 심사관에 의하여 인용된 문헌

(73) 특허권자  
미쓰비시덴키 가부시키가이샤  
일본국 도쿄도 지요다쿠 마루노우치 2초메 7반 3  
고  
(72) 발명자  
메타 날리쉬 비  
미국 메사츄세츠주 02494 니담 버치 스트리트 36  
모리쉬 안드레아스 예프  
미국 메사츄세츠주 02474 알링턴 유닛 226 메사츄  
세츠 애비뉴 438  
임 레이몬드  
미국 메사츄세츠주 02458 뉴턴 주잇 스트리트 #3  
129  
(74) 대리인  
김창세

전체 청구항 수 : 총 20 항

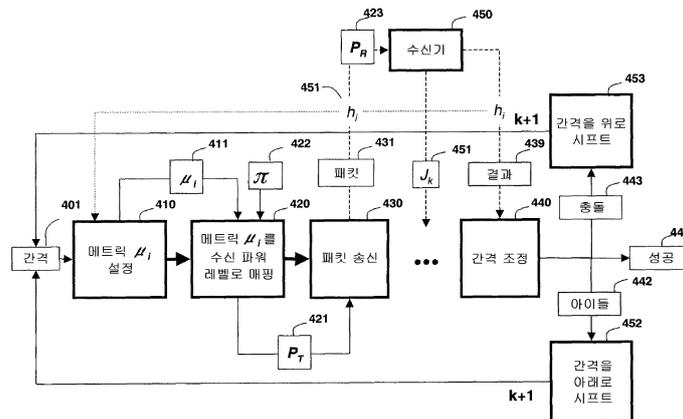
심사관 : 정구용

(54) 노드의 무선 네트워크에서의 패킷 송신 방법

(57) 요약

본 발명은 노드의 무선 네트워크에서 패킷을 송신하는 방법을 개시하고 있다. 스케줄링된 타임 슬롯의 개시시에, 무선 네트워크에서 패킷을 수신기로 송신하려는 필요성을 나타내는 메트릭이 노드에 설정된다. 이 메트릭은 수신 파워 레벨로 매핑되고, 이 패킷은 수신 파워 레벨이 수신기에서 달성될 수 있도록 송신 파워 레벨로 송신된다.

대표도



## 특허청구의 범위

### 청구항 1

노드의 무선 네트워크에서 패킷(431)을 송신하는 방법에 있어서,

노드(i)에서, 스케줄링된 타임 슬롯(k)의 개시시에;

상기 무선 네트워크에서, 패킷(431)을 수신기(450)로 송신할 필요성을 나타내는 상기 노드(i)에서의 메트릭( $\mu_i$ )을 설정하는 단계와,

상기 메트릭( $\mu_i$ )을 수신 파워 레벨( $P_R$ , 423)로 매핑하는 단계와,

상기 수신 파워 레벨( $P_R$ , 423)이 상기 수신기(450)에서 달성되도록 상기 패킷(431)을 송신 파워 레벨로 송신하는 단계

를 포함하되,

상기 매핑은 메트릭의 하프 클로즈(half-closed) 간격 [ $\mu_{\min}(k)$ ,  $\mu_{\max}(k)$ ]에 걸쳐 정의되는

패킷 송신 방법.

### 청구항 2

삭제

### 청구항 3

제 1 항에 있어서,

상기 매핑은 단조 비감소(monotonically non-decreasing)인 패킷 송신 방법.

### 청구항 4

제 1 항에 있어서,

상기 매핑은 이산적 파워 레벨(discrete power levels)을 갖는 패킷 송신 방법.

### 청구항 5

제 1 항에 있어서,

상기 네트워크는 셀룰러, 릴레이, 모바일, 애드혹, 센서 네트워크, 협력(cooperative) 및 협동(collaborative) 네트워크로 이루어진 그룹으로부터 선택되는 패킷 송신 방법.

### 청구항 6

제 1 항에 있어서,

상기 수신기(450)는 기지국(BS)인 패킷 송신 방법.

### 청구항 7

제 1 항에 있어서,

노드들 중에서 가장 높은 송신 필요성, 가장 높은 메트릭 및 가장 큰 수신 파워 레벨을 갖고 노드를 최상의 노드로 하는 패킷 송신 방법.

**청구항 8**

제 7 항에 있어서,

상기 가장 높은 메트릭은 로컬 채널 측정치, 우선 순위, SINR, 송신할 데이터의 양, 실시간 피드백, 파워 감소, 대역폭의 증대, 네트워크 범주의 확장 및 이들의 임의의 조합으로 이루어진, 기존의 그룹에 기초하는 패킷 송신 방법.

**청구항 9**

제 1 항에 있어서,

상기 타임 슬롯의 종료시에

상기 수신기(450)로부터 결과를 수신하는 단계와,

상기 결과에 따라 상기 간격을 조정하는 단계

를 더 포함하는 패킷 송신 방법.

**청구항 10**

제 9 항에 있어서,

상기 결과가 충돌인 경우에는, 상기 간격을 위로 시프트시키는(shift up) 단계를 더 포함하는 패킷 송신 방법.

**청구항 11**

제 9 항에 있어서,

상기 결과가 아이들(idle)인 경우에는, 상기 간격을 아래로 시프트시키는(shift down) 단계를 더 포함하는 패킷 송신 방법.

**청구항 12**

제 9 항에 있어서,

상기 결과가 성공인 경우에는, 상기 간격을 그대로 유지하는 단계를 더 포함하는 패킷 송신 방법.

**청구항 13**

제 1 항에 있어서,

상기 메트릭은 상기 하프 클로즈 간격에서 균일하게 분포되는 패킷 송신 방법.

**청구항 14**

제 9 항에 있어서,

상기 하프 클로즈(half-closed) 간격의 크기를 정하는 단계를 더 포함하는 패킷 송신 방법.

**청구항 15**

제 1 항에 있어서,

상기 매핑은

$$L = \left\lceil \log_{\bar{\gamma}} \left( \frac{(\bar{\gamma} - 1)P_{\max} + P_{\min}}{\bar{\gamma}P_{\min}} \right) \right\rceil$$

이고,

$$q_i = \bar{\gamma}^i P_{\min} + \sigma^2 \bar{\gamma} \frac{\bar{\gamma}^i - 1}{\bar{\gamma} - 1}, \quad 0 \leq i \leq L$$

이도록, 세트  $Q = \{q, q_1, \dots, q_L\}$ 에서의  $(L+1)$ 개의 이산적 파워 레벨로 매핑하는 것이며, 여기서,  $\bar{\gamma}$ 는 신호 간섭과 노이즈의 합의 비율이고,  $\sigma^2$ 는 노이즈의 파워이며,  $P_{\min}$  및  $P_{\max}$ 는 최대 및 최소 파워 레벨인 패킷 송신 방법.

#### 청구항 16

제 1 항에 있어서,

상기 간격은

$$m_i = \mu_{\min} + \left( \frac{\mu_{\max} - \mu_{\min}}{L + 1} \right) i, \quad 0 \leq i \leq L + 1$$

에 따라 결정되며,  $\mu_{\min}$ 은 최소 메트릭이고,  $\mu_{\max}$ 는 최대 메트릭이며,  $L$ 은 파워 레벨의 수인

패킷 송신 방법.

#### 청구항 17

제 16 항에 있어서,

$L$ 은

$$\left\lceil \log_{\bar{\gamma}} \left( \frac{(\bar{\gamma} - 1)P_{\max} + P_{\min}}{\bar{\gamma}P_{\min}} \right) \right\rceil$$

이고, 여기서  $P_{\max}$ 는 최대 파워 레벨이고,  $P_{\min}$ 은 최소 파워 레벨이며,  $\bar{\gamma}$ 는 신호 간섭과 노이즈의 합의 비율의 임계값인

패킷 송신 방법.

#### 청구항 18

제 1 항에 있어서,

상기 수신기(450)에서의 전체 수신 파워( $P^{\text{tot}}(k)$ )를 추정하는 단계와,

추정된 전체 수신 파워( $J(k)$ )를 브로드캐스팅하는 단계

를 더 포함하는 패킷 송신 방법.

#### 청구항 19

제 18 항에 있어서,

상기 전체 수신 파워( $P^{\text{tot}}(k)$ )에 따라서 상기 간격을 조정하는 단계를 더 포함하는 패킷 송신 방법.

#### 청구항 20

제 1 항에 있어서,

상기 송신 파워 레벨은 제로인 패킷 송신 방법.

**청구항 21**

제 4 항에 있어서,

상기 이산적 파워 레벨 사이의 간격은 상기 메트릭의 추정된 채널 이득에 따라 달라지는 패킷 송신 방법.

**명세서**

**발명의 상세한 설명**

**기술분야**

[0001] 본 발명은 전반적으로 노드의 무선 네트워크에서의 다중 접속에 관한 것이고, 특히 송신기의 파워 제어에 관한 것이다.

**배경기술**

[0002] (다중 접속)

[0003] 셀룰러 방식, 애드혹 네트워크, 센서 네트워크, 협력(cooperative) 및 협동(collaborative) 통신 네트워크, 릴레이 네트워크 등과 같은 무선 네트워크에서 다중 접속은 기본적인 문제이다. 다중 접속을 통해서 다수의 경합하는 송수신기들이 네트워크에 접속, 즉 패킷을 주고 받을 수 있다. 송수신기는 노드, 사용자 혹은 이동국(MS)이라고도 한다. 다중 접속 문제를 해결하기 위한 많은 프로토콜이 알려져 있다. 프로토콜은 무경합(contention-free) 접속 혹은 경합 기반(contention-based) 접속을 사용한다.

**발명의 내용**

**해결 하고자하는 과제**

[0004] 무경합 접속의 경우에, 예비의 타임 슬롯, 주파수 및/또는 확산 코드가 각각의 노드에 할당되며, 노드는 이를 사용해서 거의 간섭없이 패킷을 송신할 수 있다. 이러한 할당은 전형적으로 기지국(BS), 접속 포인트 혹은 '수신' 노드와 같은 중앙 무선 리소스 관리 엔티티에 의해 수행된다. 그러나, 특히 트래픽이 '폭발(bursty)'할 때에, 이러한 방식은 효율이 낮을 수 있다. 또한, 무경합 접속 방식은 일반적으로 중앙 제어를 필요로 하며, 이는 필연적으로 오버헤드를 수반하기 때문에, 무경합 접속 방식은 다수의, 예컨대 수백 혹은 수천개의 노드를 가진 네트워크를 조정하는데는 바람직하지 않다.

[0005] (경합 기반 접속 프로토콜)

[0006] 경합 기반 접속 프로토콜은 분산 방식으로 실시될 수 있다. 각각의 노드는 전송할 패킷이 있을 때마다 송신한다. 이는 서로 다른 노드에 의해서 동시에 송신한 패킷이 수신 노드(수신기)에서 중첩되어서 서로 간섭하게 되는 충돌을 일으킬 수 있다.

[0007] 다중 접속 방식을 설계할 때는, 평균적으로 각각의 노드가 채널을 접속하는 기회를 공정하게 갖게 하려는 것을 전통적으로 시도하였다. 그러나, 셀룰러 방식의 업링크에서의 다중사용자 다이버시티와 같은 문제에서는, 다중 접속 방식의 목적은 임의의 시점에 BS에 대해 가장 높은 채널 이득을 가진 노드를 신속하게 선택하는 것으로 바뀐다.

[0008] 어떤 방식에서는, BS가 주기적으로 파일럿 신호를 모든 이동국(MS)으로 브로드캐스팅함으로써, 각각의 MS로 하여금 자신의 채널 이득을 측정해서 이 채널 이득을 BS로 피드백하게 한다. 그러면, BS는 최상의 노드에 대해서 다운링크 또는 업링크 전송을 스케줄링한다.

[0009] 협력 통신 시스템에서의 릴레이의 선택이, 많은 서로 다른 설정으로 나타나는 다른 예이다. 이 설정에서, 소스 노드는 그 메시지를 목적지 노드로 전송하기 위해 최상의 릴레이 노드를 선택해야 한다. 위의 예에서는 로컬 채널의 지식(local channel knowledge)을 통해서 상대 중요도 및 유용성에 대한 추정값을 노드에 제공한다는 점에 주의해야 한다.

- [0010] 다중 접속 방식을 설계할 때는 일반적으로, 패킷이 서로 간섭하면 충돌 패킷은 어느 것도 적절하게 디코딩될 수 없다고 가정하고 있다. 그러나, 이러한 충돌 모델은 간섭을 조정하는 무선 물리 계층을 모델링하는 개략적이고 부정적인 방법이다. 어느 수신된 신호의 파워가 간섭 파워보다 충분히 크다면, 수신기는 아마도 더 큰 신호를 디코딩할 수 있을 것이다. 이는 다중 사용자 검출 혹은 스마트 안테나 등의 간섭 완화를 위한 특별한 대책을 이용하지 않아도 유효하다.
- [0011] (MPR)
- [0012] 신호의 획득과 디코딩의 일반적인 개념을 MPR(multi-packet reception)이라고 한다. MPR을 실현하는 방법은 공간-시간 코딩, 다중 입력 다중 출력 시그널링, 확산 스펙트럼 변조, 주파수 호핑 및 다중 접속 코딩을 포함한다. 신호의 획득은 알로하 네트워크, IEEE 802.11 규격 시스템, 블루투스 라디오 및 셀룰러 방식과 같은 많은 시스템에서 활용되고 있다. 충돌 모델은, 서로 다른 경로 손실 또는 서로 다른 노드 송신 파워 - 이들 모두 실질적으로 신호의 획득에 도움을 준다 - 로 인해서 수신된 신호의 파워가 종종 비대칭이 된다는 사실은 무시하고 있다.
- [0013] 몇몇 방법에서는 로컬 채널의 지식을 활용해서 경합 기반 다중 접속의 효율을 개선하고 있다. 채널-인식(channel-aware) 알로하 방식에서는 채널 지식을 가지고 채널 접속을 제어하고 있다. 각각의 노드는 채널 이득이 시스템의 정해진 임계값을 넘는 경우에만 전송한다. 기회 알로하(Opportunistic Aloha:O-Aloha) 프로토콜에서는, 경합하는 송신기 각각만이 국부적으로 알고 있으면 되는 로컬 채널 지식의 함수로 전송 확률을 설정한다. 따라서, 높은 채널 이득을 가진 송신기일수록 더 많이 송신을 시도할 것이다.
- [0014] 위의 다중 접속 방식 어느 것도 송신되는 신호의 파워는 조정하지 않는다.

**과제 해결수단**

- [0015] 본 발명은 경합 기반 다중 접속(MA)을 사용하는 노드의 무선 시스템에서, 최상의 노드가 송신한 패킷이 수신기에 의해 성공적으로 디코딩될 확률을 높인다. 여기서 '최상의' 노드란 가장 높은 메트릭(metric)을 가진 노드로 정의된다. 메트릭이란 일반적으로 네트워크에 액세스하려는 '필요성'으로 정의되며, 여기서 메트릭은 고려되는 특정 애플리케이션이나 시스템에 따라 달라지며, 예컨대 메트릭은 우선 순위, 가능한 파워/에너지 감소, 채널 이득 등에 기초할 수 있다. 본 발명에서, 노드는 로컬 채널 상태 정보를 갖고 있으며, 그 파워를 조정할 수 있다고 가정한다.
- [0016] 본 발명은 송신되는 패킷을 수신기로 통신하도록 전송된 신호의 파워를 변화시킨다. 파워는 충돌이 발생한 경우에도, 수신된 신호의 SINR(signal-to-interference and noise ratio)이 높은 확률로 최상의 사용자로부터의 패킷이 수신기에서 성공적으로 디코딩될 수 있게 하는 것이다. 최상의 노드란, 패킷 송신 필요성에 관련되는 가장 높은 메트릭을 가진 노드이다.

**효 과**

- [0017] 본 발명에 따르면, 최적의 방법은 수신된 신호의 파워가 메트릭의 함수가 되도록, 예컨대, 이산(discrete) 파워 레벨의 세트 중 하나가 되도록 패킷을 송신하는 것이다. 본 발명은 네트워크에 2개의 노드만 존재하는 경우에 대한 최적의 송신 방법의 완벽한 특성은 물론 송신 노드의 수가 2개 이상인 경우에 그리고 설령 알려지지 않은 경우에도 송신 방법의 반복 처리를 제공한다.

**발명의 실시를 위한 구체적인 내용**

- [0018] 도 4에 도시된 바와 같이, 본 발명의 실시예는 예컨대, 휴대 전화, 센서, 릴레이, MS 혹은 '사용자'와 같은 노드를  $N \geq 2$ 개 가진 무선 네트워크에서 패킷(431)을 수신기(450)로 송신하는 방법을 제공한다. 수신기는 예컨대, 기지국(BS) 혹은 접속 포인트(AP)와 같은 리소스 관리 노드가 될 수 있다. 모든 노드는 송수신기로서 동작한다. 본 발명의 일 실시예에 따르면, 어떤 시점에 노드가 송신이나 수신은 행할 수 있지만 둘 다는 행할 수 없는 반

이중(half duplex)이거나, 노드가 언제든지 송신 혹은 수신을 행할 수 있는 전이방(full duplex)이다.

[0019] 규칙적으로 스케줄링된 각각의 송신 타임 슬롯의 개시시에, 각각의 노드  $i$ 는 패킷 송신의 상대적인 필요성을 나타내는 메트릭  $\mu_i$ (411)을 세팅한다(410). 메트릭은 노드가 자신에게 주어진 상대적인 중요성으로서도 해석될 수 있다. 예컨대, 메트릭은 채널 이득과 같은 로컬 채널 측정치, 우선 순위, SINR, 송신할 데이터의 양, 실시간 피드백 파워 감소, 증가된 대역폭, 네트워크 범위의 확장 및 이들의 임의의 조합과 같은, 기준의 그룹으로부터 선택될 수 있다. 본 발명의 실시예 내에서 다른 메트릭이 사용될 수도 있다는 것을 이해할 것이다.

[0020] (최상의 노드는 가장 높은 메트릭을 갖는다)

[0021] 이하, 가장 높은 메트릭을 가진 노드를 최상의 노드라 한다. 전형적으로 최상의 노드의 가장 높은 메트릭은 실질적으로 다른 대부분의 노드의 메트릭보다 크지만, 이것이 본 발명에 필수적인 것은 아니다. 일반적으로 서로 다른 노드의 메트릭은 확률 변수이다. 네트워크에서 모두  $N$ 개의 노드의 세트는  $N=\{1, \dots, N\}$ 이다.

[0022] 송신중인 이동 노드  $i$ 와 수신기 노드(BS)(450)간의 채널 이득  $h_i$ (451)는 이동 노드에 알려져 있다. 다른 간섭 신호의 파워  $P_{j \neq i}$ 의 간섭과 노이즈의 파워  $\sigma^2$ 의 합에 대한 수신된 신호의 파워  $P_i$ 의 비(SINR=signal interference plus noise ratio)가 임계값  $\bar{\gamma}$ 를 충분히 초과하고 있으면, 수신기는 노드  $i$ 가 송신한 패킷을 성공적으로 디코딩할 수 있다.

[0023] 
$$\frac{P_i}{\sum_{j \neq i} P_j + \sigma^2} \geq \bar{\gamma} \quad (1)$$

[0024] 여기서  $P_i$ 는 노드  $i$ 로부터 수신된 신호의 파워이고,  $\sigma^2$ 는 노이즈의 파워이며,  $\bar{\gamma} \geq 1$ 는 패킷 송신(430)에 사용되는 변조 및 코딩에 따라 달라지는 임계값이다. 따라서, 패킷(431)은 2개 이상의 노드가 동시에 송신할 때에도 성공적으로 디코딩될 수 있다.

[0025] (매핑 함수)

[0026] 도 1a-도 1d는 메트릭(가로축) 대 수신 파워(세로축)를 매핑하는 다양한 매핑 함수  $\pi$ (422)를 나타낸다. 도 1a는, 메트릭이 낮은 값일 때는 파워 레벨이 제로이고, 이후 값이 올라가면 선형적으로 증가하는 매핑을 나타내고 있다. 도 1b-도 1c의 매핑은 메트릭이 낮은 값일 때는 유사하지만 이후에는 비선형적으로 증가하고 있다. 도 1d는 이산 단조 비감소하는(MND:monotonically non-decreasing) 파워 레벨의 매핑을 나타낸다. 도 1e는 도 1d의 매핑을 더 상세하게 도시하고 있다.

[0027] (수신 파워)

[0028] 도 1a-도 1e에 대수적으로 도시된 바와 같이, 임의의 노드로부터 수신된 신호의 파워는  $P_{\min}$ 과  $P_{\max}$  사이에 있으며, 여기서  $P_{\max}$ 는 최대 송신 파워와 최악의 경우의 채널 이득을 고려해서 얻어지고,  $P_{\min}$ 은 0이 될 수 있으며, 즉 노드가 전혀 송신하지 않을 수 있다.

[0029] 송신된 신호의 파워를 조절함으로써, 원하는 수신 신호가 메트릭에 대응하는 사전에 정해진 파워 레벨을 갖도록 하고 있다. 수신된 신호의 파워는 송신 파워의 유동적인 범위에 따라 달라진다. 원하는 수신 파워는 메트릭에서의 불확실성의 정도에 따라서 변화될 수 있다. 예컨대, 위에 설명된 이산적인 파워 레벨 사이의 간격은, 추정된 채널 이득과 같이, 메트릭에서의 불확실성의 정도가 크다면, 더 커질 수 있다.

[0030] 본 발명은 타임 슬롯화된 네트워크에서 동작한다. 각각의 규칙적으로 스케줄링된 타임 슬롯의 개시시에, 각각의 노드는 이하에 설명되는 기준에 따라서, 메트릭(411)을 적절하게 설정함으로써(410) 패킷을 송신할지 여부를 독립적으로 결정한다. 노드가 패킷을 송신할 때, 노드는 수신 파워(423)가 확실하게  $P_i = \pi(\mu)$ 가 되도록 하며, 이는 노드에서 설정된(410) 메트릭(411)에 따라 달라진다. 즉, 노드는  $\pi(\mu)/h_i$ 의 파워로 송신하되, 여기서  $\pi$ (422)는 매핑 함수이며, 이는 이하 더 상세하게 설명된다.

[0031] 모든 타임 슬롯의 종료시에, 3개의 결과(439) 중 하나가 가능하다. 노드가 슬롯에서 송신하지 않으면, 결과는 아이들(idle)(422)이다. 수신 파워가 송신 중인 노드 중 정확하게 하나의 신호가 식 (1)에 따라 디코딩될 수 있게 되었다면, 결과는 성공(441)이다. 그렇지 않고, 송신된 신호 어느 것도 디코딩될 수 없다면, 결과는 충돌(443)이다. 수신기(450)는 모든 타임 슬롯의 종료시에 결과(439)를 브로드캐스팅한다.

[0032] 본 발명의 목적은, 가장 높은 메트릭을 가진 노드에 의해 송신된 수신 패킷이 성공적으로 디코딩되고, 이 패킷이 가장 높은 우선 순위를 갖는 다중 접속 메커니즘을 설계하는 것이다. 메트릭  $\mu$  (411)을 가진 노드는 수신된 신호의 파워  $P_R$ (423)가  $\pi(\mu)$ 로 되도록 파워  $P_T$ (421)를 가지고 송신한다는 것을 다시 상기한다.

[0033] (2개의 노드로부터의 동시 송신)

[0034] 우선 정확하게 2개의 노드, a 및 b가 관련 메트릭  $\mu_a < \mu_b$ 을 가지고 패킷을 동시에 송신하는 비교적 간단한 경우에 대해서 본 발명을 설명한다. 본 발명은 수신기가 노드 b로부터의 패킷을 성공적으로 디코딩할 확률을 최적화하는 최적의 매핑 함수  $\pi$ 를 제공한다. 먼저 메트릭이, 사전에 정해진 하프 클로즈(half-closed) 간격(interval)  $[\mu_{\min}, \mu_{\max})$ (401)으로 균일하게 분포된다고 가정한다. 그리고, 메트릭이 임의 확률(arbitrary probability) 분포를 가진 경우에 대해서 설명한다. 특히, 노드 b로부터의 패킷이 적어도 2개의 노드에 의해 동시 전송되는 동안 성공적으로 디코딩될 확률 Pr을 최대화한다.

[0035] 이 최적화 문제는

$$\max_{\pi} \Pr \left\{ \frac{\pi(\mu_b)}{\pi(\mu_a) + \sigma^2} \geq \bar{\gamma} \right\} \quad (2)$$

[0037] 이고, 여기서

$$\pi(\mu_{\min}) \geq P_{\min} \text{ 및 } \pi(\mu_{\max}) \leq P_{\max} \quad (3)$$

[0039] 이다.

[0040] 매핑 함수가 가장 높은 메트릭을 가진 노드를 선택한다는 점이 중요하다. 매핑 함수가 이 조건을 따르는 경우에, 이 함수는 유효하다. 즉, 모든 메트릭  $\mu_a < \mu_b$ 에 대해서,  $\pi(\mu_a) < \bar{\gamma}(\pi(\mu_b) + \sigma^2)$ 인 경우에만, 매핑  $\pi(\cdot)$ 가 유효하다. SINR 임계값  $\bar{\gamma} \geq 1$ 이기 때문에, 이는 모든 단조 비감소(MND:monotonic non-decreasing) 함수가 유효한 파워 매핑이라는 것을 의미한다.

[0041] 그러나, 단조 비감소가 아닌, 즉 일부  $\mu_a < \mu_b$ 에 대해서  $\pi(\mu_a) > \pi(\mu_b)$ 인 유효 매핑도 있다. 일례는  $P_{\max} < \bar{\gamma}(P_{\min} + \sigma^2)$ 일 때 생긴다. 이 경우, 모든 함수의 성공 확률이 제로이고, 이는 유일한 가능한 값이기 때문에, 모든 함수가 유효하고 최적이다.

[0042] 다중 접속 방법의 목적은 가장 높은 메트릭을 가진 최상의 노드가 전송한 패킷의 디코딩 확률을 최대화하는 것이기 때문에, MND 함수만을 고려한다. 이러한 생각은, 최적의 매핑이 실제로 MND 함수  $\pi(\cdot)$ 라는 것을 나타내도록, 아래에서 입증된다.

[0043] 반드시 MND가 아닐 수 있는 최적의 매핑은  $\pi_{\text{opt}}(\mu)$ 이다. 메트릭  $\mu$ 이 사전에 정해진 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[\mu_{\min}, \mu_{\max})$ (401)으로 균일하게 분포될 때, 그 누적 분포 함수를 고려해서 이 매핑을 '분류(sort)'할 수 있다. 즉, 매핑

$$\pi(\mu') = P_{\min} + \Pr \left( \pi_{\text{opt}}(\mu) < P_{\min} + (P_{\max} - P_{\min}) \frac{\mu' - \mu_{\min}}{\mu_{\max} - \mu_{\min}} \right) (P_{\max} - P_{\min}) \quad (4)$$

[0045] 을 고려하면( $\mu' \in [\mu_{\min}, \mu_{\max})$ 임),  $\pi(\mu')$ 는 MND이고,  $\pi_{\text{opt}}(\mu)$ 와 같은 파워 분포를 갖고 있다. 분명히, 이러한 분류는 성공 확률에는 영향을 미치지 않는다.

[0046] 그러나, 최적의 MND는 사실상 메트릭을 이산적 파워 레벨의 세트 Q로 매핑한다(420). 레벨의 수는 동적 파워 범

위  $P_{\min}$  및  $P_{\max}$ 에 따라 달라진다. 식 (2)의 성공 확률을 최적화하는 함수  $\pi(\cdot)$ 는, 도 3을 참조하면,

$$L = \left\lceil \log_{\bar{\gamma}} \left( \frac{(\bar{\gamma} - 1)P_{\max} + P_{\min}}{\bar{\gamma}P_{\min}} \right) \right\rceil \quad (5)$$

이고,

$$q_i = \bar{\gamma}^i P_{\min} + \sigma^2 \bar{\gamma} \frac{\bar{\gamma}^i - 1}{\bar{\gamma} - 1}, \quad 0 \leq i \leq L \quad (6)$$

가 되도록, 메트릭을 세트  $Q = \{q, q_1, \dots, q_L\}$ 의  $(L+1)$ 개의 이산적 파워 레벨로 매핑한다.

이는 별첨 A에서 입증된다. 식 (6)의 파워 레벨은  $q_0 = P_{\min}$ 로 세팅하고, 인접한 파워 레벨 사이의 갭을 최소화함으로써 얻어진 것이다. 위의 해는 최적일 뿐, 유일한 것일 필요는 없다. 예컨대  $q_L < P_{\max}$ 이면, 성공 확률에 영향을 미치지 않으면서, 가장 큰 파워 레벨을 증가시킬 수 있다. 또한,  $P_{\max}$  이하에  $(L+1)$ 개의 레벨이 계속 확실하게 존재하는 가운데 메트릭의 크기를 적절하게 변경하면, 같은 성공 확률을 보장하여, 다른 최적의 해를 얻을 수 있다.

하프 클로즈(half-closed) 간격  $[m_i, m_{i+1})$ 에서의 메트릭(441)을 가진 노드는 수신 파워  $q_i$ (423)로 매핑되고, 여기서  $m_0 = \mu_{\min}$ 이고  $m_{L+1} = \mu_{\max}$ 이며,  $0 \leq i \leq L$ 이다.

이하, 도 1d에 도시된 바와 같이 최적의 파워 매핑 함수(422)의 완벽한 특성화를 제공한다. 그러나, 다른 선형 혹은 비선형 매핑을 사용할 수도 있다는 점에 주의한다.

만약,

$$m_i = \mu_{\min} + \left( \frac{\mu_{\max} - \mu_{\min}}{L + 1} \right) i, \quad 0 \leq i \leq L + 1 \quad (7)$$

이면, 식 (2)에서 성공 확률을 최적화하는 최적의 파워 매핑은

$$m_i \leq \mu < m_{i+1} \text{ 인 경우, } \pi(\mu) = q_i \quad (8)$$

로 설정한다.

대응하는 최적의 성공 확률은

$$P_{\text{succ}}^{\pi} = 1 - \frac{1}{L + 1} \quad (9)$$

이다.

이는 별첨 B에서 입증된다. 최적의 서포트는 동일한 크기의 간격을 포함하며, 즉  $m_{i+1} - m_i = m_i - m_{i-1}$  (여기서  $1 \leq i \leq L$  임)이다. 수신 파워의 동적 범주가 더 크면 파워 레벨의 수  $L$ 의 값이 더 크고, 이는 최상의 노드로부터 수신된 신호가 디코딩될 수 있는 확률을 개선함으로써 성공 확률을 증가시킨다. 이하에서는 임의(불균일) 확률 분포를 갖는 메트릭을 설명한다.

하프 클로즈(half-closed) 간격  $[\mu_{\min}, \mu_{\max})$ (401)에서, 단조 증가하는 누적 분포 함수(CDF)  $F(\mu)$ 를 가진 메트릭  $\mu$ (411)에 대한 최적의 파워 매핑(420)은

$$\frac{i}{L + 1} \leq F(\mu) < \frac{i + 1}{L + 1} \text{ 인 경우, } \pi(\mu) = q_i \quad (10)$$

이고, 여기서 레벨  $0 \leq i \leq L+1$ 이다. 이는 식 (7)-식 (9) 및 다음 2개의 관찰 결과로부터 입증된다. (i) CDF  $F(\mu)$ 는 메트릭  $\mu$ 의 확률 분포에 관계없이 균일하게 분포되고, (ii) CDF  $F(\mu)$ 는  $\mu$ 에서 단조 증가하며, 이는  $\mu$ 와  $F(\mu)$  사이의 다 대 일(many-to-one) 매핑이 있다는 것을 의미한다. 타임 슬롯에서 하나의 노드에 의해서 패킷(431)이 수신기(450)에 의해 성공적으로 디코딩될 수 있다는 것을 보증하기 위해서, 항상  $P_{\min} = \sigma^2$ 로 설정

한다.

[0066] 도 1d는 메트릭이 균일하게 분포될 때의 최적의 파워 매핑 함수 및 동적 범주  $P_{min}$  및  $P_{max}$ 에 대한 의존성을 나타낸다. 수신 파워는 2개의 경합하는 노드의 서로 다른  $P_{max}$ 의 값에 대한 정규화된 메트릭  $(\mu - \mu_{min}) / (\mu_{max} - \mu_{min})$ 의 함수이며, 예컨대  $\sigma^2 = -110\text{dBm}$ 이고,  $\bar{\gamma} = 10\text{dB}$ 이다.

[0067] 도 2는, 노드가 도 1d에 도시된 최적의 수신 파워 매핑을 따를 때의, 노드의 송신 파워  $P_T(421)$ 의 변화를 나타낸다. 송신 파워는 수신 파워와 다르다는 점에 주의한다. 이는 수신된 신호의 고속 페이딩 때문이다. 고속 페이딩은 다중 경로 페이딩 혹은 소규모 페이딩이라고 알려져 있다. 소규모 페이딩은 셀룰러 전화와 같은 이동 노드의 비교적 작은 움직임이 있을 때 나타난다. 신호 감도의 손실은 신호의 다중 반사된 카피의 파괴성 간섭에 의해 일어난다. 도 2에서, 송신 파워  $P_T$ 는 서로 다른 값,  $\mu_{min}$  및  $\mu_{max}$ 에 대해서, 소규모 페이딩 이득  $\alpha_i$ 의 함수로서  $P_{min}$ 에 대해서 정규화된다. 다중사용자 다이버시티에서는, 기지국의 이상적인 비례 공평 스케줄러 (Proportional Fair scheduler)는 가장 높은 단기간 페이딩 이득을 가진 노드를 선택한다.

[0068] 노드  $i$ 의 채널(파워) 이득은  $h_i = \bar{h}_i \alpha_i$ 이고, 여기서  $\bar{h}_i$ 은 경로 손실, 세도잉 및 안테나 이득을 포함하며,  $\alpha_i$ 는 파라미터  $\lambda=1$ 을 가진 단기간 레일리(Rayleigh) 페이딩에 기인한다. 페이딩 이득  $\alpha_i$ 은 단위 평균을 가진 지수함수적인 분포를 갖는다. 이 경우, 메트릭은  $\mu = h_i / \bar{h}_i = \alpha_i$ 이다. CDF는

[0069] 
$$F(\mu) = 1 - e^{-\mu}, 0 \leq \mu < \infty \quad (11)$$

[0070] 이다.

[0071] 노드  $i$ 는  $\pi(\alpha_i)/h_i$ 와 같은 송신 파워와 경합한다. 도 2는 노드가 최적의 파워 매핑을 따를 때의  $P_{min}$ , 즉  $\pi(\alpha_i)/P_{min} \alpha_i$ 에 대해 정규화된 송신 전력을,  $\mu_{max}$  및  $\mu_{min}$  값의 3개의 서로 다른 세트에 대해서 나타낸다. 송신 전력도 불연속하다는 것을 알 수 있다. 또한, 송신 전력은 메트릭의 단조 비감소 함수가 아니다.

[0072] ( $N+1$ 개의 노드로부터 동시 송신)

[0073] 일반적으로,  $n+1$ 개의 노드가 동시에 송신할 때, 최적의 파워 매핑은 이산적 파워 레벨을 갖고 있다. 이 레벨은 레벨  $q_0 = \mu_{min}$ 부터 시작해서 반복해서 측정된다. 레벨의 세트가 주어지면, 이들 레벨에서 노드  $n$ 의 각 가능한 조합을 통해서,  $n$ 개의 간섭 노드로부터의 간섭을 극복할 수 있는 가능한 새롭고 더 큰 파워 레벨을 이끌어낼 수 있다. 수신 파워 레벨을 측정하기 위해서, 세트  $Q_0 = \{P_{min}\}$ 으로 정의하고, 세트  $Q_k$ 의 요소에 기초해서 세트  $Q_{k+1}$ 를 만든다.  $n$ 개의 노드가 차지할 수 있는 세트  $Q_k$ 로부터 선택된  $n$ 개의 레벨의 모든 가능한 세트의 세트  $\Omega_k$ 는

[0074] 
$$Q_{k+1} = Q_k \cup \left\{ q : q = \bar{\gamma} \left( \sum_{x \in \omega} x + \sigma^2 \right) < P_{max}, \omega \in \Omega_k \right\} \quad (12)$$

[0075] 이고, 여기서,  $x$ 는 파워 레벨이고,  $\Omega$ 는 가능한 파워 레벨의 세트이다.

[0076] 이 과정은 새로운 파워 레벨이 이 세트에 추가되지 않을 때까지 반복된다. 이 반복은 확실하게 종료된다. 이러한 반복은 더 많은 수의 파워 레벨을 유도해서 작은  $n$ 에 대해서도 처리하기 어렵게 된다. 따라서, 더 적은 파워 레벨을 가진 경우에 대한 차선의 최적의 파워 매핑을 유도한다.

[0077] ( $n$ 개의 다른 노드로부터의 최악의 경우의 간섭)

[0078] 파워 레벨은, 다른  $n$ 개의 경합하는 노드 각각으로부터 수신 파워가 최상의 노드의 수신 파워보다 한 레벨 바로 아래인 최악의 경우의 간섭 시나리오에서도, 최상의 노드에 의해 송신된(430) 패킷(431)은 확실하게 성공적으로 디코딩될 수 있도록 설정된다. 이 경우, 파워 레벨은 명백하게

[0079]  $q_{n,i} = \bar{\gamma}(nq_{n,i-1} + \sigma^2), \quad i \in \{1, 2, \dots, L_n\}$  (13)

[0080] 이고, 여기서  $q_{n,0} = P_{\min}$ 이며,  $L_n$ 은 가장 큰 파워 레벨의 인덱스이다.  $q_{n,i}$ 의 해는

[0081]  $q_{n,i} = (n\bar{\gamma})^i P_{\min} + \sigma^2 \bar{\gamma} \frac{(n\bar{\gamma})^i - 1}{n\bar{\gamma} - 1}, \quad i \in \{0, 1, \dots, L_n\}$  (14)

[0082] 이다.

[0083] 이는 최대 파워 제한을 사용하면, 다음을 따른다.

[0084]  $L_n = \max \left\{ l \in \mathbb{Z} : \left( (n\bar{\gamma})^l + \frac{(n\bar{\gamma})^l - 1}{n\bar{\gamma} - 1} \right) P_{\min} \leq P_{\max} \right\}$  (15)

[0085]  $n=1$ 로 설정하면, 식 (5)가 된다. 최상의 노드에 대한 성공 확률을 최대화할 수 있다. 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[m_i, m_{i+1})$ (401)에 있는 메트릭(411)이 수신 파워(423)  $q_i$ 로 매핑되고(420)(여기서  $0 \leq i \leq L_n$ 임),  $m_0 = \mu_{\min}$ 이며  $m_{L_n+1} = \mu_{\max}$ 라는 점을 상기하자. 그러면, 성공 확률은 폐쇄형(closed-form)으로

[0086] 
$$P_{\text{succ}}^n = \sum_{i=1}^{L_n} \Pr(\text{한 메트릭이 } [m_i, m_{i+1}) \text{에 있을 때, 다른 } n \text{개의 메트릭은 } m_i \text{보다 작다}),$$

$$= \frac{1}{(\mu_{\max} - \mu_{\min})^{L_n+1}} \sum_{i=1}^{L_n} \binom{n+1}{1} (m_{i+1} - m_i)(m_i - m_0)^n$$
 (16)

[0087] 이다.

[0088] 위와 같이, 서포트는 성공 확률을 최대화할 수 있도록 최적화될 수 있다.  $P_{\text{succ}}^n$ 를 최대화할 수 있는 최적의 서포트는 다음과 같이 특징지을 수 있다. 메트릭이 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[\mu_{\min}, \mu_{\max})$ (401)으로 균일하게 분포될 때, 식 (16)에서  $P_{\text{succ}}^n$ 를 최대화하는 서포트는

[0089]  $m_i = \mu_{\min} + (\mu_{\max} - \mu_{\min}) \prod_{j=i}^{L_n} t_j$

[0090] 이고, 여기서  $i \in \{1, 2, \dots, L_n\}$ 이며, 무차원(dimension-less)의 양  $t$ 는

[0091]  $t_1 = \frac{n}{n+1}$  및  $t_i = \frac{n}{n+1-t_{i-1}^n}$  (17)

[0092] 로 순환적으로 정의된다.

[0093] 이는 별첨 C에서 증명된다.

[0094] 도 3은 노드  $n$ 과 레벨  $L$ 의 서로 다른 조합에 대한 최적의 서포트를 나타낸다.  $L$ 의 최대값은  $P_{\min}$  및  $P_{\max}$ 에 따라 달라진다.  $n=1$ 일 때 해는 같은 서포트의 경우로 감소된다.

[0095] (알려지지 않은 수의 노드로부터 간섭)

[0096] 위에서, 파워 레벨은  $n$ 개의 경합(adversary) 노드로부터의 간섭을 성공적으로 극복하도록 설정된다. 실제 다중 접속 동안, 한 슬롯에서 송신하는 실제 노드의 수는 일반적으로 0과  $N$  사이의 값을 취하는 확률 변수이다. 따라서,

[0097]  $q_{a,i} = (a\bar{\gamma})^i P_{\min} + \sigma^2 \bar{\gamma} \frac{\bar{\gamma}^i - 1}{\bar{\gamma} - 1}, \quad 0 \leq i \leq L_a$  (18)

[0098] 을 사용해서 파워 레벨을 설정하고, 여기서  $a$ 는  $a \geq 1, a \in \mathfrak{R}$  이고, 경합 배열(adversary order)이라고 불린다. 파

위 레벨  $L_a$ 의 수는  $P_{\max}$ 에 따라 달라지고, 레벨은 경합 배열  $a$ 에 따라서 설정된다. 메트릭  $\mu$ 을 가진 노드는 수신 파워가 확실하게 다음 파워 매핑에 따르게 한다.

[0099] 
$$\pi(\mu) = q_{a,i}, \text{ if } m_i \leq \mu < m_{i+1} \quad (19)$$

[0100] 여기서,  $\{m_0, \dots, m_{L_{a+1}}\}$ 는 서포트이다.

[0101] 이로써 최대  $[a] + 1$ 개의 노드가 송신하고, 하나의 노드만이 가장 높은 가능한 파워 레벨로 송신할 때, 최상의 노드로부터의 패킷은 확실하게 디코딩될 수 있다. 이로써 성공 확률의 하한은 다음과 같이 된다.

[0102] 
$$S_k^a = \begin{cases} \frac{1}{(\mu_{\max} - \mu_{\min})^{L_a + 1}} \sum_{i=1}^{L_a} \binom{k+1}{i} (m_{i+1}^a - m_i^a)(m_i^a - m_0^a)^k, & 1 \leq k \leq [a] + 1 \\ 0, & k = 0, k > [a] + 1 \end{cases} \quad (20)$$

[0103] 이 하한은 송신 노드의 수가  $[a] + 1$ 를 초과할 때는 성공적인 디코딩은 결코 일어나지 않는다는 것을 가정으로 한다. 이 범위는 매우 좁다. 이제부터는, 경합 배열과 서포트를 전체적으로 열거하면, 파워 매핑 함수를 정의하게 된다.

[0104] 적절한 경합 배열  $a$ 를 선택할 때 몇 가지 중요한 트레이드-오프가 발생한다.  $a$ 를 증가시키면, 파워 레벨 사이의 갭이 증가되고, 이로써 다른 성공적인 디코딩은 개선되지만,  $a$ 를 증가시키는 것은, 수신 파워 레벨이  $P_{\min}$ 과  $P_{\max}$  사이에 있어야 하기 때문에 레벨의 수  $L_a$ 를 감소시킬 수 있고, 이는 대신 디코딩의 실패 확률을 증가시킨다. 서포트를 결정할 때 또 다른 트레이드-오프가 나타난다. 정확하게  $[a] + 1$ 개의 노드가 송신할 때,  $[a] + 1$ 개의 경합 중인 노드의 서포트를 최적화하면 최상의 성공 확률은 나오지만, 이는 더 적은 수의 노드가 송신할 때의 성공 확률은 감소시킨다. 따라서,  $a$ 의 최적화와 서포트의 최적화는 분리하는 것이 바람직하다.

[0105] 이들 트레이드-오프는 이하에 설명되고, 이는 본 발명의 일 실시예에 따른 전체 다중 접속 선택 방법의 설계에 중요한 역할을 한다.

[0106] (가변 파워 다중 접속 선택 방법)

[0107] 도 4에 도시된 바와 같이, 본 발명의 선택 방법은, 최상의 노드가 전송하는 패킷(431)을 성공적으로 디코딩할 확률(441)을 개선하도록, 임의의 타임 슬롯 동안 송신하는(430) 노드의 수를 제어하는 것이다. 각각의 타임 슬롯에서 너무 적은 노드가 전송하면, 최상의 노드를 찾는데 더 많은 단계가 필요하기 때문에, 송신하는 노드의 수를 제어하는 것은 중요하다. 너무 많은 노드가 동시에 송신하면, 간섭이 증가하여 성공적인 디코딩의 확률이 감소된다.

[0108] 파워 레벨을 설정할 때, 가정된 것보다 더 많은 노드가 송신하면 성공 확률이 크게 나빠지기 때문에, 파워 매핑  $\pi$ (420)이 중요하다. 반면에, 파워 레벨을 결정할 때 노드의 수를 바람직하지 않게 큰 값으로 가정하면, 사용가능한 파워 레벨의 수를 감소시켜서 최상의 노드로부터의 패킷을 디코딩할 능력을 감소시키기 때문에, 바람직하지 않다. 이 방법은 일련의 단계를 거쳐서, 궁극적으로는 최상의 노드에 의해 송신되는 패킷이 성공적으로 디코딩된다. 각 단계에서, 사전에 정해진 하프 클로즈(half-closed) 간격(401)에 있는 메트릭을 가진 노드만이 송신한다(430).

[0109] 각 타임 슬롯의 종료시에, 수신기는 성공(441), 아이들(442) 혹은 충돌(443)의 3개의 결과(438) 중 하나를 모든 노드에 브로드캐스트한다. 결과에 따라서, 하프 클로즈(half-closed) 간격(401)은 이하 설명되는 바와 같이 업데이트된다. 각각의 노드는 수신기(450)로부터 아이들, 성공 혹은 충돌 이외의 어떤 피드백 없이 이 업데이트를 독립적으로 수행할 수 있다.

[0110] 이하 설명되는 바와 같은 방법은 설명을 간단하게 하기 위해서 정규화된 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[0, 1)$ 으로 균일하게 분포된 메트릭을 사용한다. 별첨 D는 메트릭이 임의의 불균일한 CDF을 갖는 경우에 대해 전체적으로 설명한다. 본 발명은 메트릭이 더 일반적으로 분포하는 경우에도 적용된다는 점에 주의한다.

[0111] 프로토콜을 정확하게 특정하여, 그 성능을 최적화하기 위해서,  $\mu_{\text{base}}(k)$ ,  $\mu_{\text{max}}(k)$  및  $\mu_{\text{min}}(k)$ 의 3개의 변수를 정의한다. 스텝(타임 슬롯)  $k$ 의 개시에서는,  $\mu_{\text{base}}(k)$ 는 최상의 메트릭의 가장 낮은 가능한 값이고,  $\mu_{\text{max}}(k)$ 는 최

상의 메트릭의 최대값이다. 스텝 k에서,  $\mu_{\min}(k)$  이상이고, 반드시  $\mu_{\max}(k)$  이하인 메트릭을 가진 모든 노드는 패킷(431)을 전송한다(430). 서포트는 메트릭이  $\mu_{\min}(k)$ 와  $\mu_{\max}(k)$  사이에 있다는 점을 조건으로 하고 있다. 예컨대, 같은 서포트의 경우에, 스텝 k에서

$$m_i = \mu_{\min}(k) + \left( \frac{\mu_{\max}(k) - \mu_{\min}(k)}{L+1} \right) i, \text{ 여기서 } 0 \leq i \leq L+1$$

이다.

또한,  $z(k)$ 는 스텝 k에서 임의의 노드가 전송할 확률이라고 정의한다.  $\mu_{\text{base}}(k)$ 와  $\mu_{\max}(k)$  사이의 메트릭을 가진 노드의 수의 가장 근접한 추정치가  $m(k)$ 이다.

(초기화)

이 방법의 개시시에, 최상의 메트릭은  $\mu_{\min}(k)$ 와  $\mu_{\max}(k)$  사이 어디에도 있을 수 있다. 따라서,  $\mu_{\text{base}}(1)=0$ 이고,  $\mu_{\max}(1)=1$ 이다. 우선, 모든 N개의 노드의 메트릭은  $\mu_{\text{base}}(1)$ 와  $\mu_{\max}(1)$  사이에 있다. 따라서  $m(1)=N$ 이다.

이들 초기값을 가지고,  $z(1)$ 는 이하에 주어진 관계식에 의해서 자동적으로 정해진다.

(관계식)

$m(k)$ 와  $z(k)$ 가 주어지면, 타임 슬롯 k 동안의 성공 확률( $P^{\text{succ}}$ )의 하한은

$$P^{\text{succ}}(k) = \sum_{r=1}^{m(k)} S_{r-1}^a \binom{m(k)}{r} z(k)^r (1-z(k))^{m(k)-r} \quad (21)$$

으로 정해진다.

이 파라미터는 각각의 타임 슬롯에서의 성공 확률을 최대화하도록 업데이트된다. 이를 수행하기 위해서, 이는 식 (21)으로부터 송신 확률  $z(k)$ 는

$$z(k) = \arg \max_z \sum_{r=1}^{m(k)} S_{r-1}^a \binom{m(k)}{r} z^r (1-z)^{m(k)-r} \quad (22)$$

로 설정되어야 한다.

$\mu_{\min}(k)$ 와  $\mu_{\max}(k)$  사이에 있는 메트릭을 가진 모든 노드가 송신하면, 송신 확률  $z(k)$ 은 전체적으로  $z(k) = (\mu_{\max}(k) - \mu_{\min}(k)) / (\mu_{\max}(k) - \mu_{\text{base}}(k))$ 를 통해서 상태 변수에 의해 결정된다.

따라서,

$$\mu_{\min}(k) = \mu_{\max}(k) - (\mu_{\max}(k) - \mu_{\text{base}}(k))z(k) \quad (23)$$

이다.

(방법의 단계)

각각의 타임 슬롯 k의 개시시에, 이 방법은 다음과 같이 진행된다.

노드 i는 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[\mu_{\min}(k), \mu_{\max}(k))$ (401)에 따라서 수신기로 패킷을 송신할 필요가 있다는 것을 나타내도록 메트릭  $\mu_i$ 를 설정한다. 노드는 식 (19)를 사용해서  $P_R = \pi(\mu_i)$ 에 따라 메트릭을 수신 파워 레벨(423)로 매핑한다(420). 이후, 노드는 송신 파워  $P_T$ (421)로 패킷(431)을 송신해서(430) 원하는 수신 파

위 레벨  $P_R(423)$ 이 실현되게 한다. 메트릭이 제로의 파워 레벨로 매핑되면, 이 노드는 전혀 송신하지 않는다.

[0132] 이런 식으로 노드가 송신하면, 최상의 노드가 평균 1.4에서 2.0의 타임 슬롯 내에서 선택되는 완벽하고, 유용하며 확실한 결과를 얻을 수 있다. 이는 종래의 방법에 의해 실현되는 2.5 슬롯 평균보다 훨씬 빠르다.

[0133] 송신(430)에 응답해서, 수신기(450)는 결과(439)를 출력한다. 송신 결과가 성공(441)이면, 최상의 노드로부터의 패킷이 디코딩되어서 하프 클로즈(half-closed) 간격(401)이 다음 타임 슬롯  $k+1$  동안 일정하게 유지된다.

[0134] 도 5에 도시된 바와 같이, 출력이 아이들(442)이면, 어떤 노드도 현재 타임 슬롯 동안 패킷을 송신하지 않는다. 이는 모든 노드가 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[\mu_{base}(k), \mu_{max}(k)]$ 에 있는 메트릭을 갖고 있으며, 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[\mu_{base}(k+1), \mu_{max}(k+1)]$ 에 있는 메트릭을 가진 노드의 수에는 변화가 없다는 것을 나타낸다. 이는 다음 타임 슬롯  $k+1$ 에서의 하프 클로즈 간격이 아래로 시프트되어서(452), 아마도 도 5에 도시된 바와 같은 크기로 될 수 있다는 것을 의미한다. 따라서, 이상적으로는 식 (22)으로부터  $\mu_{max}(k+1)=\mu_{min}(k)$ ,  $\mu_{base}(k+1)=\mu_{base}(k)$ ,  $m(k+1)=m(k)$ 이며,  $z(k+1)=z(k)$ 이고,  $\mu_{min}(k+1)$ 는 식 (23)에 따라 시프트된다.

[0135] 도 6에 도시된 바와 같이 결과가 충돌(443)이면, 최상의 메트릭이  $\mu_{min}(k)$ 와  $\mu_{max}(k)$  사이에 있기 때문에 하프 클로즈(half-closed) 간격은 위로 시프트된다(452). 따라서, 이상적으로는  $\mu_{max}(k+1)=\mu_{max}(k)$ ,  $\mu_{base}(k+1)=\mu_{min}(k)$ 로 설정하고,  $\mu_{min}(k)$ 는 증가될 수 있다. 또한,  $\mu_{max}(k+1)$ 과  $\mu_{base}(k+1)$  사이의 노드의 가장 개연성 있는 수  $m(k+1)$ 는

[0136] 
$$m(k+1) = \arg \max_{2 \leq r \leq m(k)} \binom{m(k)}{r} z(k)^r (1-z(k))^{m(k)-r} (1-S_{r-1}^a) \quad (24)$$

[0137] 이다.

[0138] 값  $z(k+1)$  및 그 결과의  $\mu_{min}(k+1)$ 은 식 (22)-식 (23)으로부터 결정된다.

[0139] (파워 기반 분할)

[0140] 수신기(450)가 타임 슬롯 동안 노드로부터 수신된 모든 신호의 전체 파워를 추정할 때 위의 방법은 개선될 수 있다. 이는 에너지 적분치이며, 품질이 아닌 수신 신호 감도(RSSI)를 측정함으로써 이루어질 수 있다. 이는 전체 수신 파워가 최대 메트릭 값이 있는 간격을 나타내기 때문에, 충돌이 나타날 때 특히 유용하다. 이는 식 (19)에서와 같이 매핑 함수  $\pi(\cdot)$ (422)로 주어지는 인접한 파워 레벨 사이의 갭이  $a\bar{\gamma}$ 로 지수 함수적으로 증가하기 때문이다.

[0141] 따라서, 노드에 의해 선택된 레벨 중 가장 큰 파워 레벨로부터의 신호는 대부분의 수신 신호 파워  $P_T(423)$ 를 포함한다. 예컨대, 가볍게 코딩된 시스템에서, SINR 임계값  $\bar{\gamma}$ 은 6-15dB 정도이고, 이는  $a\bar{\gamma} > 4$ 를 나타낸다. 따라서, 수신기가, 수신 파워가 가장 큰 수신 파워 레벨로 하나의 노드에 의해 유발되는 것으로 착각하도록, 4개 이상의 간섭원은 같은 수신 파워로 송신할 필요가 있다. 이는 극히 드물다.

[0142] 따라서, 스텝  $k$ 에서의 전체 수신 파워 ( $P^{tot}(k)$ )가,  $P^{tot}(k)$  이하에서 가장 큰 레벨인 수신 파워를 갖는 적어도 하나의 노드로부터의 파워를 포함한다고, 수신기가 높은 확률로 가정할 수 있다. 따라서, 수신기는 파워 매핑을  $\pi^{-1}$ (422)과 같이 반전해서 메트릭이 있는 하프 클로즈 간격을 결정할 수 있다. 이 정보는 다음 타임 슬롯 스텝  $k+1$ 에서 얼마나 많은 노드가 송신할지 더 양호하게 제어하는 데 사용될 수 있다.

[0143] 정식으로, 수신기(450)는 최상의 노드의 메트릭이 하프 클로즈(half-closed) 간격  $[m_J(k), m_{J(k+1)}]$ (401)에 있다고 가정하며, 여기서  $J(k)$ 는 최상의 노드의 수신 파워의 추정치이다. 수신 파워  $P_R(423)$ 는  $P^{tot}(k)$ 에 가장 가까운 파워로서 선택된다.

[0144] 
$$J(k) = \max \left\{ 0 \leq i \leq L_a : (a\bar{\gamma})^i P_{min} + \sigma^2 \bar{\gamma} \frac{\bar{\gamma}^i - 1}{\bar{\gamma} - 1} \leq P^{tot}(k) \right\} \quad (25)$$

[0145] 위의 추정치는 양호하지만, 추정치가 항상 정확할 필요가 있다. 예컨대, 파워 추정치 J는 많은 노드가 동시에 송신할 때 매우 높아질 수 있다. 어떤 노드도 송신하지 않는 경우에는, 추정된 파워 J는 감소된다. 따라서, 분할하는 것에 의해, 아이들 결과에 대한 응답은 이전에 충돌이 발생했는지 여부에 따라서 달라진다.

[0146] 이전에 충돌이 없었다면, 아이들 결과는 이전과 동일하게 처리된다. 그러나, 이전에 충돌이 발생했다면, 파워 추정치 J(k)는 매우 높다. 따라서, 다음 타임 스텝에서 수신기는 J(k)를 감소시키고 추정치 J(k)를 브로드캐스팅한다(451).

[0147] 따라서, 이 방법은 2개의 상태 변수  $\mu_{\min}(k)$ 와  $\mu_{\max}(k)$ 를 유지한다. 또한, 이 방법은  $m(k)$ ,  $z(k)$  및 J(k)를 결정한다. 수신기에서는, 최상의 메트릭이  $[m_{J(k)}, m_{J(k)+1}]$  사이에 있다고 가정하면,  $\mu_{\text{base}}(k)$ 는 더 이상 사용할 수 없어서 제로로 설정된다. 각각의 타임 슬롯 k에서는, 균일한 메트릭에 대해서 이 개선된 방법이 다음과 같이 진행된다. 불균일한 메트릭의 경우는 별첨 D에서 추가로 설명된다.

[0148] 메트릭  $\mu_i$ 이 하프 클로즈 간격  $[\mu_{\min}(k), \mu_{\max}(k)]$ 에 있는 경우에 메트릭  $\mu_i$ 을 가진 노드 (i)는 송신하고, 그 수신된 신호의 파워  $\pi(\mu_i)$ 는 식 (19)에 따른다. 서포트는  $\mu_{\min}(k)$ 와  $\mu_{\max}(k)$ 의 함수로 업데이트된다. 결과가 성공이면, 이 타임 슬롯에 대한 처리는 종료된다. 결과가 충돌이면, 수신기(450)는 식 (25)를 사용해서 전체 수신 파워  $P^{\text{tot}}(k)$ 로부터 추정치 J(k)를 결정해서 최상의 노드의 파워 레벨의 추정치로서 J(k)(451)를 브로드캐스팅한다. 결과적으로,

[0149] 
$$\mu_{\min}(k+1) = \mu_{\min}(k) + \frac{\mu_{\max}(k) - \mu_{\min}(k)}{L_a + 1} J(k) \quad (26)$$

[0150] 이고,

[0151] 
$$\mu_{\max}(k+1) = \mu_{\min}(k) + \frac{\mu_{\max}(k) - \mu_{\min}(k)}{L_a + 1} (J(k) + 1) \quad (27)$$

[0152] 이다.

[0153] 결과가 아이들이고, 지금까지 충돌이 발생하지 않았다면,  $\mu_{\max}(k+1) = \mu_{\min}(k)$ ,  $m(k+1) = N$ 이고,  $z(k+1) = z(k)$ 이다. 지금까지  $\mu_{\min}(k+1)$ 는 식 (23)을 사용해서 결정되었다.

[0154] 결과가 아이들이고, 충돌이 이전에 발생했다면, 수신기는 역시  $J(k) = J(k-1) - 1$ 을 브로드캐스팅한다. 최대의 메트릭이 존재하는 가장 개연성 있는 하프 클로즈 간격은 이전의 추정치보다 하나 적은 인덱스에 대응하는 메트릭이다. 따라서,  $\mu_{\max}(k+1) = \mu_{\min}(k)$ 이고,  $\mu_{\min}(k+1) = \mu_{\min}(k) - (\mu_{\max}(k) - \mu_{\min}(k)) = 2\mu_{\min}(k) - \mu_{\max}(k)$ 이다.

[0155] (본 발명의 효과)

[0156] 본 발명은 경합 기반 다중 접속 선택에서의 문제를 해결하는 것으로, 그 목적은 그 신호를 성공적으로 디코딩함으로써, 예컨대, 최상의 채널과 같은, 최상의 메트릭을 가진 노드를 찾는 것이다. 다중 접속의 성능은 그 방법이 로컬 채널 상태 정보, 디코딩 성공 및 파워 제어를 고려하면 급격하게 변화한다.

[0157] 최상의 방법은 이산적 레벨의 세트 중 하나 및 최적화된 이들의 레벨에 수신 파워가 들게 하고, 이들을 메트릭에 대해 매핑하는 방식으로 송신하는 것이다. 그러나, 다른 파워 매핑에 대한 메트릭도 가능하다. 이 방법을 통해서 이전 송신이 성공, 아이들 혹은 충돌의 결과를 가지고 시도하는지 여부에 따라서 파워 레벨을 동적으로 조정함으로써 유효한 다중 접속 선택이 가능하다. 일 실시예에서는, 이 방법은 수신기의 수신된 신호 강도 정보를 사용해서 송신 노드의 동작을 개선한다.

[0158] 본 발명은 다중사용자 다이버시티를 이용하는 시스템에서 효율적이고 더 빠른 랜덤 접속에 사용될 수 있으며, 이는 고속 데이터 전송 및, 임의의 무선 네트워크에서의 조합 및 셋업 페이지에 대해 중요하다.

[0159] 다른 응용예에서는, 이 방법은 비효율적으로 중앙 집중된 폴링 메커니즘(poling mechanism)에 의존할 필요없이 협력 통신 시스템에서의 빠른 릴레이 선택을 실현한다.

[0160] 본 발명은, 특히 메트릭 및 파워 레벨은 바람직한 실시예를 사용해서 설명되었지만, 본 발명의 사상 및 범주 내

에서 다른 수정 및 변형이 이루어질 수 있다는 것을 이해할 것이다. 따라서, 첨부된 특허 청구 범위의 목적은 본 발명의 진정한 사상 및 범주 내에서 나오는 이러한 모든 수정 및 변형을 포함하는 것이다.

[0161] 별첨 A

[0162] 일반성을 잃지 않으면서,  $\mu_a \leq \mu_b$ 이라고 가정하고,  $\delta = \mu_b - \mu_a$ 로 설정한다. 균일한 확률 변수의 순서 통계(order statistics)로부터,  $\mu_a$ 의 확률 분포 함수(pdf) 및  $\mu_a$ 에 대한  $\delta$ 는

$$p(\mu_a) = \frac{2(\mu_{\max} - \mu_a)}{(\mu_{\max} - \mu_{\min})^2}, \quad \mu_{\min} \leq \mu_a \leq \mu_{\max} \quad (28)$$

[0163] 
$$p(\delta|\mu_a) = \frac{1}{\mu_{\max} - \mu_a}, \quad 0 \leq \delta \leq \mu_{\max} - \mu_a \quad (29)$$

[0164] 이다.

[0165] 임의의 파워 매핑  $\pi(\cdot)$ 에 대해서, 파워 비율이

[0166] 
$$\frac{\pi(\mu_a + \delta)}{\pi(\mu_a) + \sigma^2} \geq \bar{\gamma} \quad (30)$$

[0167] 를 만족하는 경우에만 디코딩이 성공된다.

[0168]  $\pi(\mu) \geq \chi$ 인  $\mu$ 의 최소값은  $\pi^{\text{inv}}(\chi)$ 이다.  $\pi(\cdot)$ 가 단조 비감소이면, 이는 모든  $\mu \geq \pi^{\text{inv}}(\chi)$ 에 대해서  $\pi(\mu) \geq \chi$ 임을 나타낸다. 따라서, 주어진  $\mu_a$ 에 대해서, 디코딩은 모든  $\delta \geq \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2) - \mu_a$ 에 대해서 성공적이다. 위의 정의는 불연속의(그러나 단조 비감소인)  $\pi$ 에 대해서 일정하게 성립된다. 임의의(단조 비감소) 파워 매핑  $\pi$ 에 대해서, 성공 확률의 일반식은

[0169] 
$$P_{\text{succ}}^{\pi} = \int_{\mu_{\min}}^{\mu_{\max}} \int_{\min(\pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2) - \mu_a, \mu_{\max} - \mu_a)}^{\mu_{\max} - \mu_a} \frac{2(\mu_{\max} - \mu_a)}{(\mu_{\max} - \mu_{\min})^2} \frac{1}{\mu_{\max} - \mu_a} d\delta d\mu_a \quad (31)$$

$$= \frac{2}{(\mu_{\max} - \mu_{\min})^2} \int_{\mu_{\min}}^{\mu_{\max}} [\mu_{\max} - \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2)]^+ d\mu_a \quad (32)$$

[0170] 이다.

[0171] 최적의 해는  $\pi(\mu_{\min}) = P_{\min}$ 이라고 가정한다. 임의의 최적의 해가 주어지면,  $\pi^*(\mu_{\min}) = P_{\min}$ 이고,  $\pi^*(\mu) = \pi(\mu)$ 가 되도록(모든  $\mu \in (\mu_{\min}, \mu_{\max}]$ 임), 항상 새로운 매핑  $\pi^*(\cdot)$ 를 구성할 수 있다. 이로써  $\pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi^*(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2) \leq \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2)$ 가 보장되고, 확실히  $P_{\text{succ}}^{\pi^*} \geq P_{\text{succ}}^{\pi}$ 가 된다.

[0172]  $(P_{\max}) / P_{\min} + \sigma^2 < \bar{\gamma}$ 이면, 임의의 매핑에 대해서  $P_{\text{asucc}}^{\pi}$ 는 항상 제로이다. 아니면,  $m_1$ 은  $\pi(m_1) \geq q_1$ 인 최소값으로 되고, 여기서 식 (6)에 정의된 바와 같이  $q_1 = \bar{\gamma}(P_{\min} + \sigma^2)$   $q_1 = \bar{\gamma}(P_{\min} + \sigma^2)$ 이다.  $\pi(\cdot)$ 가 이러한 값을 갖지 않으면, 성공 확률은 제로이다. 이는, 매핑  $\pi$ 가  $\pi(\mu) = P_{\max}$ 로 설정하는 것과 같은, 약간의 변경인 필수의 차선책이라는 것을 나타내며(여기서,  $(\mu_{\max} - \mu_{\min})/2 \leq \mu \leq \mu_{\max}$ 임), 이로써 비제로인 성공 확률이 나온다.

[0173] 
$$\pi_*(\mu) = \begin{cases} P_{\min}, & \mu_{\min} \leq \mu < m_1 \\ \pi(\mu), & m_1 \leq \mu \leq \mu_{\max} \end{cases} \quad (33)$$

[0174] 인 대안의 매핑  $\pi^*$ 을 고려한다.

[0175] 식 (32)에서  $\pi$ 의 성공 확률의 하한은

$$P_{\text{succ}}^{\pi} = \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{\mu_{\text{min}}}^{m_1} [\mu_{\text{max}} - \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2)]^+ d\mu_a + \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{m_1}^{\mu_{\text{max}}} [\mu_{\text{max}} - \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2)]^+ d\mu_a \quad (34)$$

$$\leq \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{\mu_{\text{min}}}^{m_1} [\mu_{\text{max}} - m_1]^+ d\mu_a + \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{m_1}^{\mu_{\text{max}}} [\mu_{\text{max}} - \pi_*^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi_*(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2)]^+ d\mu_a \quad (35)$$

$$= P_{\text{succ}}^{\pi_*} \quad (36)$$

[0177] 와 같이 될 수 있으며, 여기서  $[\chi]^+ = \max(\chi, 0)$ 이다. 식 (35)의 부등식은 매핑  $\pi$ 이 MND이기 때문에 성립하며, 이는 모든  $\mu_{\text{min}} \leq \mu < m_1$ 에 대해서,  $\pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu) + \bar{\gamma}\sigma^2) \geq m_1 + \bar{\gamma}\sigma^2$ 를 나타낸다. 또한, 식 (33)으로부터, 모든  $m_1 \leq \mu < \mu_{\text{max}}$ 에 대해서,  $\pi_*^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi_*(\mu) + \bar{\gamma}\sigma^2) = \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu) + \bar{\gamma}\sigma^2)$ 이다. 따라서, 이 부등식은  $\mu \in [\mu_{\text{min}}, m_1]$ 에 대한 플랫폼 매핑  $\pi$ 이 가장 높은 성공 확률을 갖는다는 것을 나타낸다.

[0178] 위의 논증을 사용해서, 최적의 함수  $\pi$ 는 메트릭 값을 수신 파워 레벨의 이산된 세트로 매핑한다는 것을 성공적으로 나타낸다.  $m_0 = \mu_{\text{min}}$ 이라 하고, 최적의  $\pi$ 가, 일부  $k \leq L$ 에 대해서, 하프 클로즈 간격  $[m_k, m_{k+1})$ 에 있는 메트릭을 파워 레벨  $q_k$ 로 매핑한다고 가정한다. 위의 단락에서는  $k=0$ 에 대해서 이 가정이 진실이라는 것을 입증했다.  $q_{k+1} = \bar{\gamma}q_k + \bar{\gamma}\sigma^2$ 이고,  $m_{k+1} = \pi^{\text{inv}}(q_{k+1})$ 로 정의하자.  $q_{k+1} \leq P_{\text{max}}$ 이면, 성공 확률은

$$P_{\text{succ}}^{\pi} = \sum_{j=0}^k \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{m_j}^{m_{j+1}} [\mu_{\text{max}} - m_j]^+ d\mu_a + \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{m_{k+1}}^{m_{k+2}} [\mu_{\text{max}} - \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2)]^+ d\mu_a + \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{m_{k+2}}^{\mu_{\text{max}}} [\mu_{\text{max}} - \pi^{\text{inv}}(\bar{\gamma}\pi(\mu_a) + \bar{\gamma}\sigma^2)]^+ d\mu_a \quad (37)$$

[0179] 이다. 위와 같이, 이 식의 중간 항의 상한은 함수  $\pi$ 가  $[m_k, m_{k+1})$ 를  $q_k$ 로 매핑하면, 일정하게

$$\frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \int_{m_{k+1}}^{m_{k+2}} [\mu_{\text{max}} - m_{k+1}]^+ d\mu_a \quad (38)$$

[0182] 로 정해진다. 위와 같이 이 매핑은 식의 첫번째 및 세번째 항에는 영향을 미치지 않는다.

[0183]  $k=L$ 이면, 식 (5)으로부터  $q_{k+1} > P_{\text{max}}$ 를 따른다. 이 경우, 이 식의 확률은 세번째 항이 없는 것을 제외하면 식 (37)과 같은 형식을 갖는다. 또한,  $\mu \geq m_L$ 에 대해서 모든 파워 레벨을  $q_L$ 로 감소시키는 것은  $P_{\text{succ}}^{\pi}$ 에는 영향을 미치지 않는다. 따라서, 원하는 결과가 얻어진다.

[0184] **별첨 B**

[0185] 최적의 파워 매핑이 이산식이고,  $L+1$  레벨을 포함한다는 것을 알고 있다.  $\mu \in [m_i, m_{i+1})$ 일 때마다  $\pi(\mu) = q_i$ 가 되도록 ( $i = \{0, 1, \dots, L\}$ 임),  $m_0 = \mu_{\text{min}}, m_1, \dots, m_L, m_{L+1} = \mu_{\text{max}}$ 가 MND 파워 매핑의 서포트를 나타내는 것으로 하면, 파워 레벨은 일부  $j$ 에 대해서  $\mu \in [m_j, m_{j+1})$ 일 때, 노드  $b$ 로부터의 패킷이 모든  $\mu_b \geq m_{j+1}$ 에 대해서 성공적으로 디

코딩될 수 있게 된다. 따라서, 식 (31)의 성공 확률식은

$$P_{\text{succ}}^{\pi} = \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \sum_{i=1}^{L+1} \int_{m_{i-1}}^{m_i} \int_{m_i-m}^{\mu_{\text{max}}-m} d\delta d\mu_a$$

$$= \frac{2}{(\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}})^2} \sum_{i=1}^{L+1} (m_i - m_{i-1})(\mu_{\text{max}} - m_i)$$

(39)

로 간략화될 수 있다.

그 목적은  $P_{\text{succ}}^{\pi}$ 를 최대화하는 서포트  $\{m_i\}_{i=1}^L$ 를 찾는 것이다. 1차 조건을 사용해서 최적의 서포트는

$$m_i = \mu_{\text{min}} + \left( \frac{\mu_{\text{max}} - \mu_{\text{min}}}{L + 1} \right) i, \quad i \in \{1, 2, \dots, L\}$$

이라는 것을 나타낼 수 있다.

### 별첨 C

(16)의 1차 조건을 재배열하면, 다음과 같은 귀납식을 얻을 수 있다.

$$\frac{m_1 - m_0}{m_2 - m_0} = \frac{n}{n + 1}$$

(41)

$$\frac{m_i - m_0}{m_{i+1} - m_0} = \frac{n}{n + 1 - \left( \frac{m_{i-1} - m_0}{m_i - m_0} \right)^n}, \quad i \in \{2, 3, \dots, L_n\}$$

(42)

$t_i = (m_i - m_0) / (m_{i+1} - m_0)$ 로 정의한다. 귀납식은  $n$ 에 대한  $t_{L_n}$ 의 해석해(analytical solution)를 제공한다. 이는,  $m_0 = \mu_{\text{min}}$ 이고  $m_{L_n+1} = \mu_{\text{max}}$ 이므로,  $m_{L_n}$ 에 대한 해를 구하는데 사용될 수 있다.  $m_{L_n}$ 이 구해진 이후에, 이는  $m_{L_n-1}$  등을 구하는데 사용될 수 있다.

### 별첨 D

일반적으로, 메트릭  $\mu_i$ 은 하프 클로즈 간격  $[\mu_{\text{min}}, \mu_{\text{max}}]$ 에 있고, CDF  $F(\mu_i)$ 를 갖는다.  $F(\mu_{\text{min}}) = 0$ 이고  $F(\mu_{\text{max}}) = 1$ 이라는 것을 알고 있다. 메트릭이 하프 클로즈 간격  $[0, 1)$ 으로 균일하게 분포되어 있지 않을 때, 이 방법은 다음과 같이 일반화될 수 있다. 이 방법은 상태 변수  $\mu_{\text{base}}(k)$ ,  $\mu_{\text{min}}(k)$  및  $\mu_{\text{max}}(k)$ 를 계속 사용한다. 그러나, 지금은 백분위수(percentile)의 값으로 메트릭을 해석한다. 따라서, 파워 매핑은

$$m_i \leq F(\mu_i) < m_{i+1} \text{인 경우, } \pi(\mu_i) = q_{a,i}$$

로 변형되며, 여기서  $q_{a,i}$ 는 식 (18)에 의해 주어진다.

정식으로, 각각의 노드는 패킷을 전송하는 '우선 순위'를 나타내는 메트릭을 결정하고, 최상의 노드는 가장 높은 메트릭을 가진 노드이다. 셀룰러 방식의 다중사용자 다이버시티의 경우에, 각각의 노드의 메트릭은 전체 경로 이득 혹은 단기간 페이딩 이득에 정비례한다. 릴레이를 행하는 경우에, 메트릭은 릴레이 채널로의 소스뿐만 아니라 목적지 채널로의 릴레이에 따라서도 달라진다.

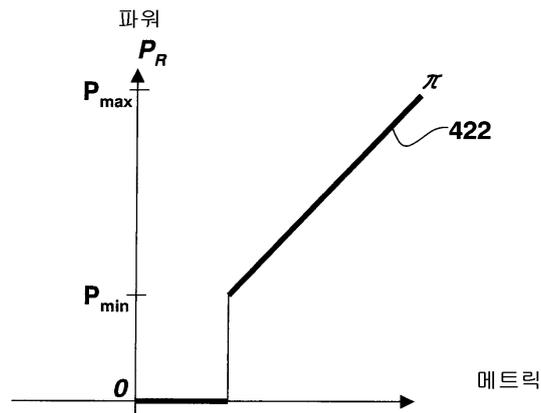
### 도면의 간단한 설명

도 1a-도 1d는 본 발명의 일 실시예에 따른 일정한 메트릭의 함수로서의 수신 파워의 그래프,

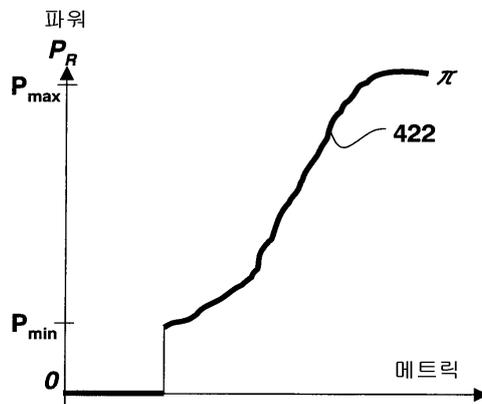
- [0201] 도 1e는 본 발명의 바람직한 실시예에 따른 이산적 레벨을 가진 수신 파워의 그래프,
- [0202] 도 2는 본 발명의 일 실시예에 따른 소규모 페이딩 이득의 함수로서의 송신 파워의 그래프,
- [0203] 도 3은 본 발명의 일 실시예에 따른 메트릭의 함수로서의 파워 레벨의 차트,
- [0204] 도 4는 본 발명의 일 실시예에 따른 패킷 송신 방법의 흐름도,
- [0205] 도 5는 본 발명의 일 실시예에 따른, 네트워크가 아이들일 때의 파라미터 업데이트의 블록도,
- [0206] 도 6은 본 발명의 일 실시예에 따른 네트워크가 충돌을 경험할 때의 파라미터 업데이트의 블록도.

도면

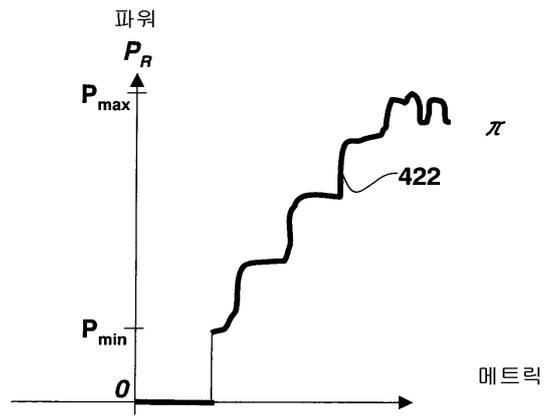
도면1a



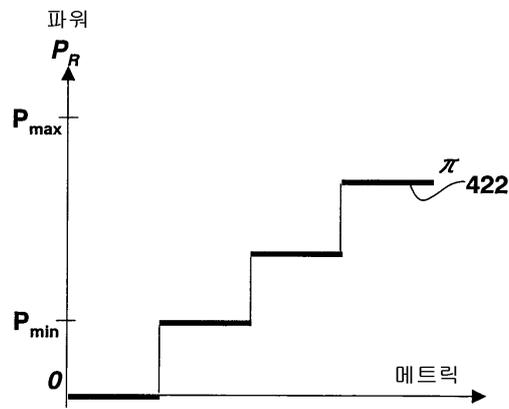
도면1b



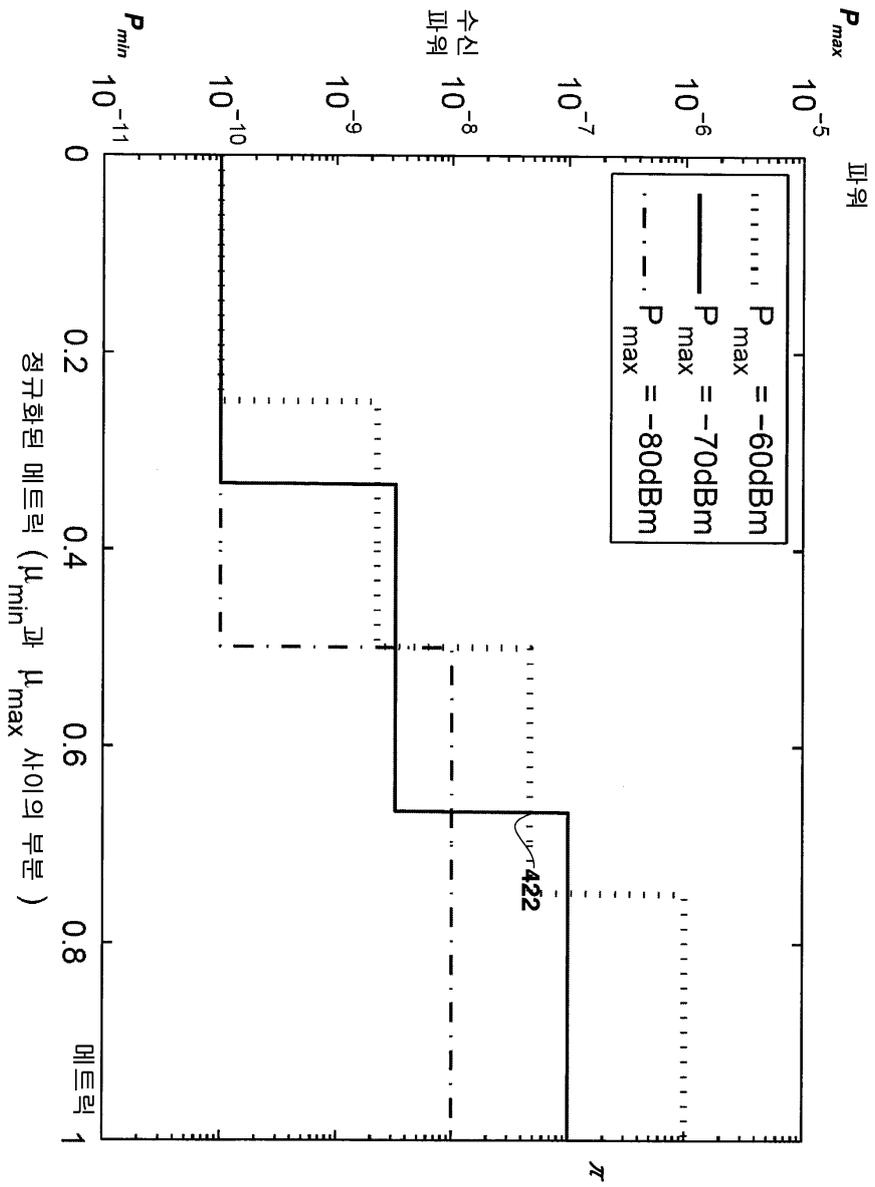
도면1c



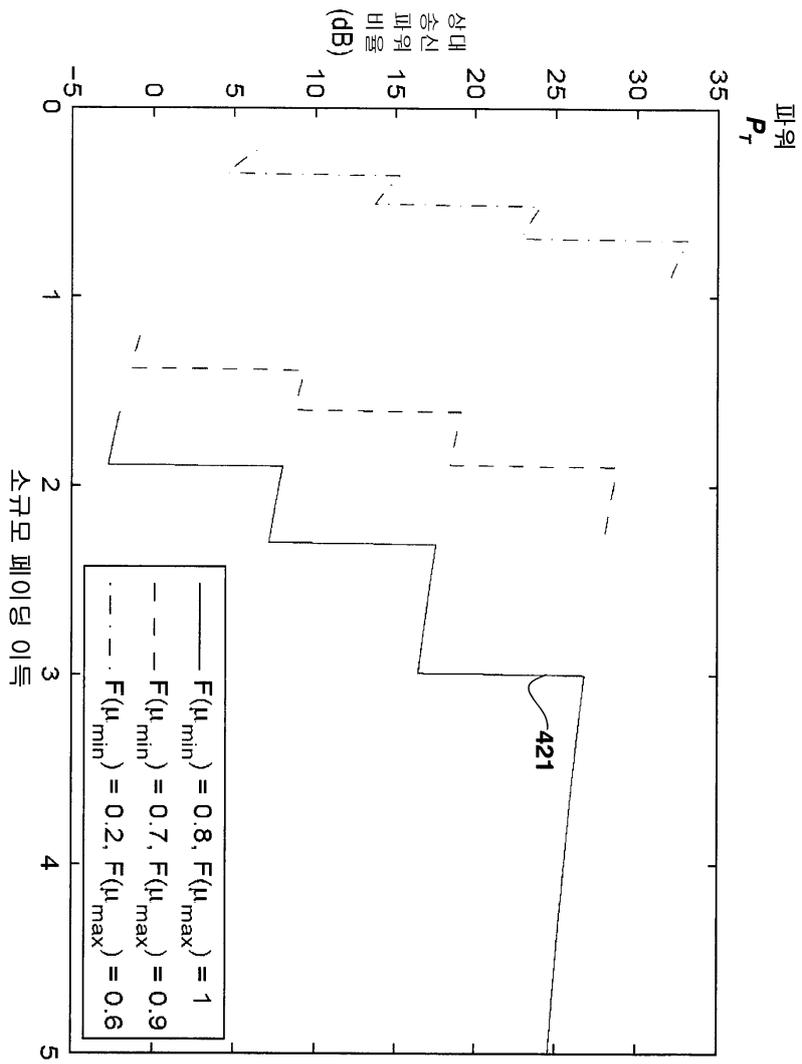
도면1d



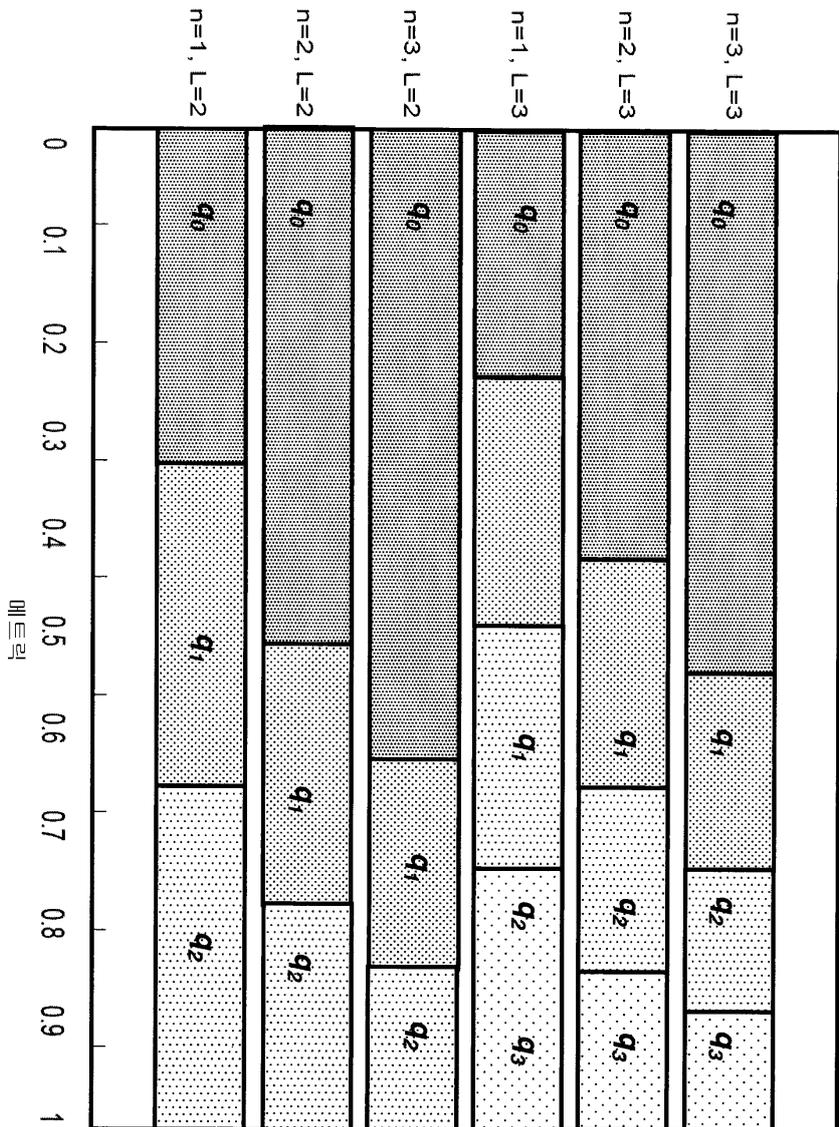
도면1e



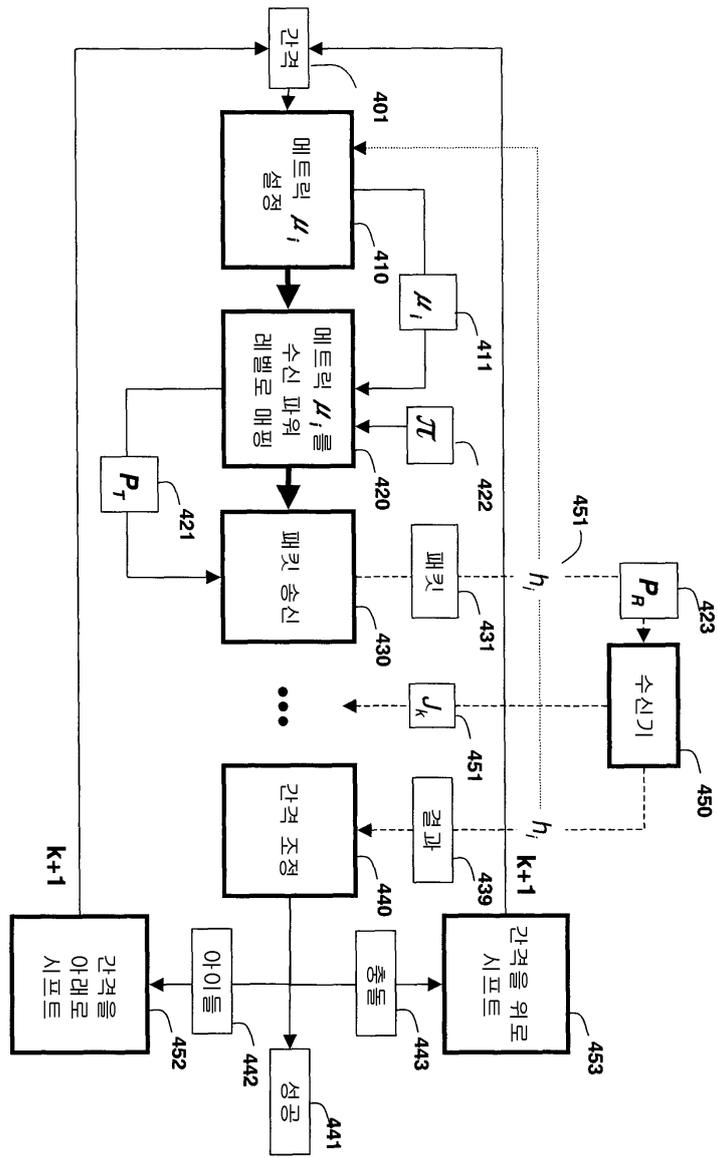
도면2



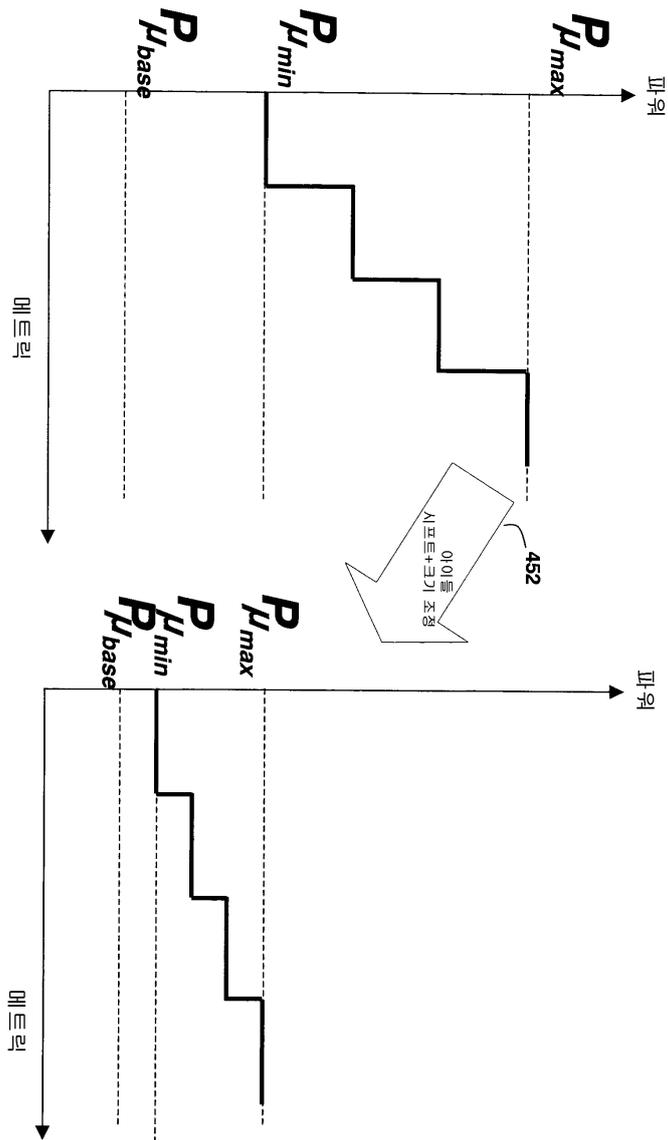
도면3



도면4



도면5



도면6

