



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(11) 공개번호 10-2014-0074068
(43) 공개일자 2014년06월17일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)

H04B 7/26 (2006.01)

(21) 출원번호 10-2012-0142263

(22) 출원일자 2012년12월07일

심사청구일자 없음

(71) 출원인

삼성전자주식회사

경기도 수원시 영통구 삼성로 129 (매탄동)

고려대학교 산학협력단

서울특별시 성북구 안암로 145, 고려대학교 (안암동5가)

(72) 발명자

강충구

서울 성북구 인촌로17가길 64, 110동 802호 (안암동1가, 삼성래미안아파트)

강혜중

서울 동대문구 무학로43길 54-1, 1층 (용두동)

김진욱

경기 용인시 수지구 수지로113번길 16, 107동 901호 (성북동, 강남빌리지)

(74) 대리인

윤동열

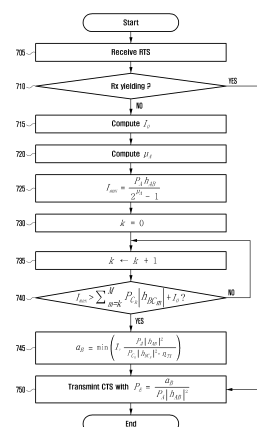
전체 청구항 수 : 총 1 항

(54) 발명의 명칭 D2D 통신 시스템에서 스케줄링 방법 및 장치

(57) 요약

본 발명은 무선 통신 시스템에서 노드의 스케줄링 방법에 관한 것으로, 본 발명의 일 실시 예에 따르는 무선 통신 시스템에서 노드의 스케줄링 방법은, 제2 링크가 수립될 경우 간섭을 고려한 제1 링크의 제1 전송률을 획득하는 단계, 제2 링크가 수립되지 않는 경우 제1 링크의 제2 전송률을 획득하는 단계, 상기 제2 링크가 수립될 경우 상기 제2 링크의 제3 전송률을 획득하는 단계 및 상기 제1 전송률, 상기 제2 전송률 및 상기 제3 전송률을 고려하여 상기 제2 링크 수립 여부를 결정하는 단계를 포함할 수 있다. 본 발명의 일 실시 예에 따르면 효율적인 스케줄링을 구현할 수 있다.

대표도 - 도7



특허청구의 범위

청구항 1

무선 통신 시스템에서 노드의 스케줄링 방법에 있어서,

제2 링크가 수립될 경우 간섭을 고려한 제1 링크의 제1 전송률을 획득하는 단계;

제2 링크가 수립되지 않는 경우 제1 링크의 제2 전송률을 획득하는 단계;

상기 제2 링크가 수립될 경우 상기 제2 링크의 제3 전송률을 획득하는 단계;

상기 제1 전송률, 상기 제2 전송률 및 상기 제3 전송률을 고려하여 상기 제2 링크 수립 여부를 결정하는 단계를 포함하는 스케줄링 방법.

명세서

기술 분야

[0001] 본 발명은 D2D(Device-to-Device) 통신 시스템에서 스케줄링 방법 및 장치에 관한 것이다.

배경 기술

[0002] OFDM 기반의 동기식 단말 간 직접(Device-to-device; D2D) 통신 시스템에서 공간적인 자원 재사용 효율을 극대화하는 것이 바람직하다. 이를 위해서는 채널 상태에 따라 수신 단말이 일정한 신호 대 간섭비(Signal-to-Interference Ratio: SIR)를 유지할 수 있도록 하면서 통신할 수 있는 단말의 수를 극대화할 수 있어야 한다.

[0003] 별도의 기지국이 없이 D2D 통신을 수행하기 위해서 분산적으로 링크를 설정하기 위한 스케줄링 과정이 필요하다. 예를 들어, IEEE(Institute of Electrical and Electronics Engineers) 802.11 무선 LAN(Local Area Network) 규격에서 사용하는 CSMA-CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) 방식의 경우에는, RTS(Request to Send)와 CTS(Clear to Send) 제어 프레임이 이용된다. 이 방식에 따르면 RTS/CTS 제어 프레임을 이용하여 D2D 링크의 송신 노드 및 수신 노드 간 핸드셰이킹(handshaking)이 수행되고, 이 핸드셰이킹을 통해 링크 스케줄링이 이루어진다. 즉, D2D 링크의 전송 노드가 RTS 프레임을 송신하면 수신 노드는 이에 대한 응답으로 CTS 프레임을 송신하며, 이를 수신한 주변 노드들은 송신을 일시적으로 보류한다. 이와 같은 RTS-CTS 핸드셰이킹 과정을 통해 D2D 링크의 송신단 입장에서는 알 수 없는 숨겨진 노드들에 의해 수신 간섭이 발생하는 것을 사전에 제거할 수 있게 되어 성공적으로 D2D 링크를 확보할 수 있다.

[0004] 도 1a는 비동기식 시스템의 RTS-CTS 핸드셰이킹 과정을 도시한다. 도 1a를 참조하면, 링크 A-B가 도시된다. 링크 A-B의 노드 A는 RTS를 송신하며, 이 RTS를 수신할 수 있는 영역(110)을 RTS 원(110)이라고 한다. 마찬가지로 노드 B에 의해 전송되는 CTS가 수신되는 영역(120)은 CTS 원(120)이다. CTS 원(120) 내부에서는 미리 설정된 보류시간 동안에는 노드 B를 제외한 어떠한 노드도 전송을 할 수 없다. 따라서, 공간적으로 재사용이 가능한 D2D 링크의 수는 이 CTS 반경에 의해 결정된다. 이와 같은 방식은 현재 IEEE 802.11 무선 LAN 규격에서 채용되고 있다. 이는 노드 간 별도의 동기를 맞추지 않고 임의의 시점에서 송수신되는 RTS와 CTS 제어 프레임에 의해 링크 스케줄링을 위한 핸드셰이킹이 이루어지는 방식이므로 비동기식 방식에 해당한다. 이 때 각 노드는 송수신 노드 간의 거리를 알 수 없기 때문에 이 방식이 성공적으로 동작하기 위해서는 RTS 및 CTS 반경이 충분히 커야 하며, 이에 따라 공간재사용의 비효율성이 발생할 수 있다.

[0005] 도 1b는 동기식 시스템의 RTS-CTS 핸드셰이킹 과정을 도시한다.

[0006] OFDM 기반 동기식 D2D 전송 시스템에서는 각 노드에 할당된 별도의 OFDM 톤을 이용하여 각 노드들이 서로에게 미치는 간섭을 직접적으로 또는 간접적으로 측정할 수 있다. 이와 같이 상호간의 간섭을 측정할 수 있을 경우에는 RTS 영역과 CTS 영역을 적절한 크기로 설정하도록 하여 공간재사용 효율을 극대화할 수 있다. 도 1b를 참조하면, OFDM 기반 동기식 D2D 전송 시스템 중 특히 FlashLinQ 시스템에서 각 링크에 대해 RTS 원(130, 150)과 CTS 원(140, 160)이 설정된 상황이 예시된다. 도 1b를 참조하면 공간적으로 보다 조밀한 링크 스케줄링이 이루어진 것을 볼 수 있다. 링크 A-B를 위한 RTS원(130)과 링크 A-B를 위한 CTS 원(140)은 서로 그 영역이 거의 일치한다. 마찬가지로 링크 C-D를 위한 RTS원(150)과 링크 C-D를 위한 CTS 원(160)은 서로 그 영역이 거의 일치한

다

[0007] 이를 위한 상세한 링크 스케줄링 과정은 다음과 같다. 먼저, 모든 D2D 링크에는 고유 링크 식별자(Connection ID: CID)가 할당된다. 각각의 링크 식별자는 그 고유 번호에 따라 송신단에 해당하는 하나의 톤(single tone)과 수신단에 해당하는 하나의 톤을 할당받는다. 링크는 이들 톤 중의 하나를 사용하고, 이들 톤은 서로 직교성을 유지하도록 할당된다. 송신단과 수신단에 각각 하나씩의 톤이 할당되며, 송신단 톤들의 집합과 수신단 톤들의 집합을 각각 송신 블록(Tx block)과 수신 블록(Rx block)으로 정의한다. 송신 블록은 송신 단말이 스케줄링을 요청하기 위해 사용하는 톤으로서, 자신의 링크 식별자에 해당하는 톤의 심볼을 전송한다. 이를 RTS (Request To Send)라 정의한다. 이는 IEEE 802.11에서 RTS 전송과 유사한 역할을 하는 것으로, 이 톤의 전송을 이용하여 수신단이 수신을 양보할 것인지를 결정하게 된다. 수신단이 수신을 양보하지 않겠다고 결정하면, 수신 블록 중 할당 받은 하나의 톤에 CTS (Clear To Send)를 전송하며, 이 톤을 이용하여 송신단이 외부 수신단에서의 SIR을 추정할 수 있도록 한다. 송신단과 수신단에서 모두 양보하지 않겠다고 결정되면, 송신단은 데이터 전송을 수행한다.

[0008] 도 2는 동기식 시스템의 송신 블록과 수신 블록의 구조도이다.

[0009] 송신 프레임(기타 시간 구간)은 Connection Scheduling 구간(210), Rate Scheduling 구간(250), Data Segment 구간(260), 및 Ack 구간(270)을 포함한다. Connection Scheduling 구간(210)은 송신블록 RTS 신호들(220) 및 수신 블록 CTS 신호들(230)을 포함한다. 이들 구간의 분류는 시간의 흐름에 따른 분류이다.

발명의 내용

해결하려는 과제

[0010] 본 발명은 상술한 문제점을 해결하기 위하여 제안된 것으로 효율적인 공간적 재사용률을 얻을 수 있는 D2D 통신 스케줄링 방법 및 장치를 제공하는 데 그 목적이 있다.

과제의 해결 수단

[0011] 상술한 과제를 달성하기 위하여, 본 발명의 일 실시 예에 따르는 무선 통신 시스템에서 노드의 스케줄링 방법은, 제2 링크가 수립될 경우 간섭을 고려한 제1 링크의 제1 전송률을 획득하는 단계, 제2 링크가 수립되지 않는 경우 제1 링크의 제2 전송률을 획득하는 단계, 상기 제2 링크가 수립될 경우 상기 제2 링크의 제3 전송률을 획득하는 단계 및 상기 제1 전송률, 상기 제2 전송률 및 상기 제3 전송률을 고려하여 상기 제2 링크 수립 여부를 결정하는 단계를 포함할 수 있다.

발명의 효과

[0012] 본 발명의 일 실시 예에 따르면, 효율적인 공간적 재사용률을 얻을 수 있는 D2D 통신 스케줄링 방법 및 장치를 제공할 수 있다.

도면의 간단한 설명

[0013] 도 1a는 비동기식 시스템의 RTS-CTS 핸드셰이킹 과정을 도시한다.

도 1b는 동기식 시스템의 RTS-CTS 핸드셰이킹 과정을 도시한다.

도 2는 동기식 시스템의 송신 블록과 수신 블록의 구조도이다.

도 3은 링크 스케줄링을 고려한 D2D 링크 모델이다.

도 4는 본 발명의 제1 실시 예에 따르는 스케줄링 과정을 도시한다.

도 5는 본 발명의 제2 실시 예에 따르는 스케줄링 과정을 도시한다.

도 6은 보수적 양보를 고려한 링크 모델 그림이다.

도 7은 본 발명의 실시 예에 따르는 보수적 양보를 위한 CTS 전력 제어 흐름도이다.

도 8은 본 발명의 일 실시 예에 따르는 관대한 양보를 고려한 링크 모델이다.

도 9는 본 발명의 일 실시 예에 따르는 관대한 양보를 위한 RTS 전력제어 과정의 흐름도이다.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

- [0014] 이하, 본 발명의 실시 예를 첨부된 도면을 참조하여 상세하게 설명한다.
- [0015] 실시 예를 설명함에 있어서 본 발명이 속하는 기술 분야에 익히 알려져 있고 본 발명과 직접적으로 관련이 없는 기술 내용에 대해서는 설명을 생략한다. 이는 불필요한 설명을 생략함으로써 본 발명의 요지를 흐리지 않고 더욱 명확히 전달하기 위함이다.
- [0016] 마찬가지로 이유로 첨부 도면에 있어서 일부 구성요소는 과장되거나 생략되거나 개략적으로 도시되었다. 또한, 각 구성요소의 크기는 실제 크기를 전적으로 반영하는 것이 아니다. 각 도면에서 동일한 또는 대응하는 구성요소에는 동일한 참조 번호를 부여하였다.
- [0017] 본 발명은 OFDM 기반의 동기식 단말간 직접 통신에서 구현된 링크 스케줄링 방식보다 더 높은 수율 성능을 실현할 수 있는 방안으로서, 높은 우선순위를 가지는 링크의 버퍼 상태를 반영하여 불필요하게 높은 링크 품질을 획득하는 것을 방지하여 낮은 우선순위를 가지는 인접한 링크가 허용 가능한 범위 내에서 추가적으로 스케줄링이 가능하도록 하는 동작 절차 및 장치에 관한 것이다.
- [0018] 한편, 동기식 시스템은 신호 대 간섭비(SIR) 기반의 링크 스케줄링을 위해서 모든 링크에 대해서 상대적인 우선순위를 지정해서, 우선순위가 낮은 링크는 우선순위가 높은 링크의 SIR이 열화되지 않을 경우에만 스케줄링이 될 수 있도록 하고 있다. 이를 위해 각 링크에 대해 우선순위가 지정되어야 하며, 이 때 모든 단말들이 공정한 링크 획득 기회를 갖도록 하기 위해서는 서로 돌아가면서 높은 우선순위가 지정되도록 해야 한다.
- [0019] 도 3은 링크 스케줄링을 고려한 D2D 링크 모델이다. 다음 설명에서는 이를 참조하여 기본 동작들을 설명한다. 여기서, 높은 우선순위 링크의 송신 노드와 수신 노드를 각각 A와 B로 표시하였으며, 노드 C와 노드 D간의 링크는 이 링크 A-B가 스케줄링 된 상황에서 추가적으로 스케줄링 하고자 하는 D2D 링크이다. 여기서, h_{AB} 는 노드 A와 노드 B간의 채널 이득을 나타낸다.
- [0020] 수신단은 우선순위가 높은 외부 링크로부터 수신되는 간섭 신호와 비교할 때, 자신의 수신 신호가 충분히 크지 않으면 D2D 통신을 포기해야 한다. 즉, 측정된 SIR의 크기가 수신 양보 임계값(Rx yielding threshold: η_{RX})보다 작으면 수신단은 해당 링크의 수신을 포기해야 하며, 이를 수신 양보(Rx Yielding)라고 한다. 송신단은 고정된 전력으로 송신 블록내의 정해진 톤을 통해 RTS를 전송하고, 이를 수신하는 모든 수신단들은 각 RTS 신호의 전력을 이용하여 SIR을 측정한다. 측정된 SIR값이 수신 양보 임계값보다 크면, 수신 블록을 통해 CTS를 전송한다. 그렇지 않으면 수신 양보가 일어나고, 수신단은 응답을 하지 않는다.
- [0021] 도 3에서 송신 노드 A가 P_A 의 전력으로 RTS를 전송하면 수신 노드 D는 $P_A|h_{AD}|^2$ 의 전력을 수신한다. 한편, 우선순위가 낮은 송신 노드 C가 P_C 의 전력으로 RTS를 전송하면 우선순위가 높은 링크 A-B에 대한 간섭으로 작용하게 된다. 이때, 수신 노드 D에서 측정된 SIR의 크기가 수신 양보 임계값보다 작으면 링크 A-B를 보호하기 위해 수신 노드 D는 수신을 양보해야 한다. 즉 아래 수학적 식 1이 만족되면, 수신 노드 D는 D2D 통신을 포기해야 한다.

수학적 식 1

$$\frac{P_C|h_{CD}|^2}{P_A|h_{AD}|^2} < \eta_{RX}$$

[0022]

- [0023] 우선순위가 낮은 링크의 송신 노드는 자신의 송신이 우선순위가 높은 링크에 간섭을 야기하는지 확인 후에, 간섭이 크지 않다는 것이 확인되면 전송을 해야 한다. 즉, 우선순위가 낮은 송신 노드가 우선순위가 높은 링크에 간섭을 야기하는 상황이면 이 송신 노드는 우선순위가 높은 링크를 보호하기 위해 D2D 통신을 양보해야 한다.

[0024] 도 3에서 우선순위가 높은 송신 노드 A가 P_A 의 전력으로 RTS를 전송하면, 수신 노드 B는 $P_A|h_{AB}|^2$ 의 전력을 수신한다. 한편, 송신 노드 C가 P_C 의 전력으로 RTS를 전송하면 우선순위가 높은 수신 노드 B에 대해 간섭으로 작용한다. 이때, 수신 노드에서 측정된 SIR의 크기가 송신 양보 임계값(Tx yielding threshold)보다 작으면 우선순위가 높은 링크 A-B를 보호하기 위해 송신 노드 C는 전송을 양보해야 한다. 즉, 수신 노드 B에서의 측정된 SIR이 아래 수식 2의 조건을 만족시키면 송신 노드 C는 D2D 통신을 포기해야 한다.

수학식 2

$$\frac{P_A|h_{AB}|^2}{P_C|h_{BC}|^2} < \eta_{TX}$$

[0025]

[0026] 한편, 위 식의 조건을 확인하기 위해서는 송신 노드 C에서 $(P_A|h_{AB}|^2)/(|h_{BC}|^2)$ 의 값을 추정할 수 있어야 한다. 이를 위해 우선순위가 높은 링크의 수신 노드 B에서 역방향 전력 에코(inverse power echo)를 전송한다. 여기서 역방향 전력 에코는 수신 노드 B가 송신 노드 A로부터의 수신전력의 역수를 전송하는 것으로서 이 역방향 전력 에코 신호의 전력은 $P_E=1/(P_A|h_{AB}|^2)$ 가 된다. 한편, 역방향 전력 에코 신호는 송신 노드 C에서 채널 이득 h_{BC} 가 반영된 $r_p=(|h_{BC}|^2)/(P_A|h_{AB}|^2)$ 의 전력으로 수신된다. 따라서, 송신 노드 C에서는 역방향 전력 에코 신호를 수신하면 $1/(r_p \times P_C)$ 에 의해 위 식의 좌변을 추정할 수 있으며, 이를 이용하여 송신 양보 임계값과의 비교를 통해 송신 양보 여부를 결정하게 된다.

[0027] (시스템 모델)

[0028] 아래 실시 예들에서는 OFDM 기반의 동기식 매체 접근 제어 방식으로 동작하는 시스템에서 각 단말은 단말간 직접 링크를 통해 데이터를 송수신할 수 있는 단말간 직접 통신 시스템을 고려한다. 특히 FlashLinQ에서 정의하고 있는 시그널링 방식과 SIR 기반의 양보 절차에 기반하여 스케줄링을 수행한다.

[0029] (전송후퇴에 따른 적응적 양보 기법의 수율 증대효과 분석)

[0030] 도 4는 본 발명의 제1 실시 예에 따르는 스케줄링 과정을 도시한다. 도 4에서 높은 우선순위의 링크를 보호하기 위해 우선순위가 낮은 링크가 양보를 수행한다. 즉, C-D 링크에 의한 간섭이 발생하지 않은 경우의 스케줄링 결과가 도시된다.

[0031] 슬롯의 길이를 T, 버퍼에 대기중인 비트 수는 B라 하면 데이터를 전송하기 위해 필요한 용량은 $\mu_A=B/T$ 라고 할

수 있다. 링크 A-B에서의 수신 SIR은 $SIR_A = P_A|h_{AB}|^2 / \sum P_{A_i}|h_{A_iB}|^2$ 으로 주어지고, 이때 링크의 채널 용량은 $\log(1+SIR_A)$ 으로 주어진다. 실제 링크 A-B에서의 실질적인 용량은 도 4에서 보는 바와 같이 $R_A = \min(\log(1+SIR_A), \mu_A)$ 로 주어진다.

[0032] 도 5는 본 발명의 제2 실시 예에 따르는 스케줄링 과정을 도시한다. 도 5에서 높은 우선순위를 가지는 링크가 낮은 우선순위를 가지는 링크로부터의 추가적인 간섭을 허용하여 자신의 전송률을 후퇴시킨다.

[0033] 즉, 추가적인 간섭에 의해 링크 A-B에서의 수신 SIR은

$SIR'_A = P_A|h_{AB}|^2 / (P_C|h_{BC}|^2 + \sum P_{A_i}|h_{A_iB}|^2) \leq SIR_A$ 으로 주어지고, 해당 채널에서의 실질적인 용량은 $R'_A = \min(\log(1+SIR'_A), \mu_A) \leq R_A$ 이 된다.

[0034] 낮은 우선순위를 가지는 링크 C-D가 μ_c 의 요구 용량을 가지고 있다면, 링크 C-D의 SIR은 $SIR_C = P_C |h_{CD}|^2 / (P_A |h_{AD}|^2 + \sum P_{A_i} |h_{A_i D}|^2)$ 이므로 해당 채널에서의 실질적인 용량은 $R_c = \min(\log(1+SIR_c), \mu_c)$ 가 된다. $R'_A + R_c > R_A$ 가 된다면, 높은 우선순위를 가지는 링크의 R_A 를 R'_A 로 후퇴시켜 전체 수율을 증대할 수 있다. 높은 우선순위를 가지는 링크의 양보를 통해 손실되는 전송률에 비해 추가적으로 스케줄링 될 수 있는 링크들의 전송률의 합이 클 경우에는 높은 우선순위를 가지는 링크를 전송 후퇴시킬 수 있다.

[0035] ("보수적 양보"를 위한 CTS 전력 제어)

[0036] 우선순위가 높은 링크의 수신 노드는 추가적으로 허용 가능한 간섭의 범위 내에서 낮은 우선순위의 링크들의 스케줄링을 허용할 수 있다. 이를 위해서는 우선순위가 높은 링크의 수신 노드에서 허용 가능한 범위의 간섭을 산출할 수 있어야 하고, 이를 근거로 접속이 허용될 수 있는 낮은 우선순위 링크들이 송신 양보를 하지 않도록 CTS 신호의 전력이 결정되어야 한다.

[0037] 도 6은 보수적 양보를 고려한 링크 모델 그림이다. 우선순위가 낮은 링크가 M개 존재하고, 링크 A-B가 현재 기준이 되는 높은 우선순위를 가지는 링크라고 가정한다. 링크 A-B에서 요구되는 대역 효율성을 μ_{-A} 라고 한다. 우선순위가 낮은 링크들은 위치에 따라 수신 노드 B에 서로 다른 간섭을 야기하며, 채널이득 $|h_{BC_1}|^2 \geq |h_{BC_2}|^2 \geq \dots \geq |h_{BC_M}|^2$ 에 의해 간섭 정도가 달라진다. 수신 노드 B에서 허용 가능한 링크들을 결정하는 과정에서 간섭이 작은 순으로 허용 가능 여부가 결정된다.

[0038] 도 6을 참조하면, M번째 링크(C_M -B 간 링크)부터 우선적으로 스케줄링을 허용하며, 차례로 m번째 링크(C_m -B 간 링크)까지 접속이 허용된다. 수신 노드 B에서 겪게 되는 최대 간섭은 아래 수학적 식 3과 같이 주어진다.

수학적 식 3

$$I_t = I_0 + \sum_{k=m}^M P_{C_k} |h_{BC_k}|^2$$

[0040] 여기서 I_0 는 제어가 불가능한 높은 우선순위를 가지는 링크들로부터의 간섭이다. 수신 노드 B의 신호 대 간섭비를 SIR'_A 라고 하면 링크 A-B의 채널 용량은

$$R'_A = \log(1 + SIR'_A) = \log(1 + (P_A |h_{AB}|^2 / (I_0 + \sum_{k=m}^M P_{C_k} |h_{BC_k}|^2)))$$

로 나타낼 수 있다. R'_A 는 요구 대역 효율성 μ_A 를 만족해야 한다. 즉, 최대 허용 가능한 간섭을 $I_{\max}$ 라고 하면 아래 수학적 식 4를 만족해야 한다.

수학적 식 4

$$\mu_A \leq R'_A = \log(1 + P_A |h_{AB}|^2 / I_{\max})$$

[0042] 이때 최대 허용 가능한 간섭은 수학적 식 5와 같다.

수학식 5

$$I_{\max} = P_A |h_{AB}|^2 / (2^{\mu_A} - 1)$$

따라서 수학식 4 및 5를 종합하면, 실제 제어에 필요한 조건은 수학식 6과 같다.

수학식 6

$$I_t \leq I_{\max}$$

수학식 6의 조건에 따르면 송신 노드 C_{m^*} 까지 스케줄링을 허용할 수 있으며, m^* 는 수학식 7 과 같다.

수학식 7

$$m^* = \min \left\{ m | I_{\max} \geq I_0 + \sum_{k=m}^M P_{C_k} |h_{BC_k}|^2 \right\}$$

요구 대역 효율성을 만족하는 범위 내에서 낮은 우선순위를 가지는 링크들을 위해 양보하는 것을 보수적 양보라고 하며 이를 구현하기 위해서는 스케줄링이 허용되는 낮은 우선순위를 가지는 링크들이 송신 양보를 하지 않도록 하는 기법이 필요하다. 송신 양보는 도 6에서 수신 노드 B의 역방향 전력에 의해 결정된다. 송신 양보가 일어나지 않도록 하기 위해서는 수신 노드 B가 역방향 전력의 크기로 전송하는 CTS 신호를 수신한 송신 노드에서 신호대 간섭비가 송신 양보 임계값보다 커야 한다. CTS를 수신하는 송신 노드에서는 수신 노드 B에서의 수신 신호대 간섭비가 역방향 전력 P_E 의 역수값에 의해 주어지므로, 수신 노드 B에서는 역방향 전력이 작게 되도록 조정해야 한다.

본 발명에서는 CTS 전력 제어 계수 α 를 도입하며, 이는 $0 < \alpha < 1$ 을 만족하여야 한다. 역방향 전력은 수학식 8로 나타낼 수 있다.

수학식 8

$$P_E = \frac{\alpha}{P_A |h_{AB}|^2}$$

CTS를 수신하는 송신 노드들은 수학식 9의 조건을 만족하면 송신 양보를 하지 않고 스케줄링이 허용된다.

수학식 9

$$(1/\alpha) \cdot \{P_A |h_{AB}|^2 / (P_{C_m} |h_{BC_m}|^2)\} \geq \eta_{TX}, m = M, M-1, \dots, m^*$$

위의 조건을 만족하는 CTS 전력 제어 계수는 수학식 10으로 나타낼 수 있다.

수학식 10

$$\alpha^* = \frac{P_A |h_{AB}|^2}{P_C |h_{BC_m}|^2 \eta_{TX}}$$

[0054]

[0055] 도 7은 본 발명의 실시 예에 따르는 보수적 양보를 위한 CTS 전력 제어 흐름도이다.

[0056] 단계 705에서 노드는 RTS를 수신한다. 단계 710에서 노드는 상술한 실시 예에 따라 RX 양보가 적용되는지 판단한다. RX 양보가 적용되면 과정은 단계 750으로 진행하고, 그 외의 경우 과정은 단계 715로 진행한다.

[0057] 단계 715에서 노드는 상술한 실시 예에 따라 I_0 를 계산한다. 단계 720에서 노드는 상술한 실시 예에 따라 수학식 4를 이용하여 μ_A 를 계산한다. 단계 725에서 노드는 상술한 실시 예에 따라 수학식 5를 이용하여 $I_{\max}$ 를 계산한다.

[0058] 단계 730에서 노드는 k 를 0으로 설정한다. 단계 735에서 노드는 k 를 1 증가시킨다. 단계 740에서 노드는 상기 수학식 7을 만족하는지에 대하여 비교를 수행한다. 노드는 수학식 7을 만족하는 k 를 발견할 때까지 단계 735, 740을 반복하여 k 를 1씩 증가 시키고 비교를 수행한다. 수학식 7을 만족하는 k 가 발견되면 과정은 단계 745로 진행한다. 단계 745에서 노드는 상술한 실시 예에 따라 수학식 10을 이용하여 α_B 를 계산한다. α_B 는 수학식 10의 α^* 에 해당한다. 단계 750에서 노드는 CTS를 전력 P_E 로 송신한다. 전력 P_E 는 상술한 실시 예에 따라 수학식 8을 이용하여 획득될 수 있다.

[0059] 보수적 양보가 적용되기 위해서는 수신 노드가 송신 노드의 버퍼에 대기중인 비트 수를 알아야 한다. 송신 노드는 데이터를 전송할 때 버퍼에 대기중인 비트 수를 미리 정의된 단계의 양자화 과정을 통해 데이터와 같이 전송한다.

[0060] ("관대한 양보"를 위한 RTS 전력 제어)

[0061] 보수적 양보에 의해 스케줄링이 허용된 낮은 우선순위 링크들이 송신 블록에서 수신 양보가 이미 발생되어, 보수적 양보가 실질적으로 수행되지 않는 상황이 발생할 수 있다. 이와 같은 문제를 해결하기 위해 높은 우선순위 링크의 관대한 양보가 수행되어야 한다.

[0062] 높은 우선순위를 가지는 링크의 버퍼에서 대기하고 있는 비트들의 양을 기준으로 관대한 양보 여부를 결정하고자 하며, 이를 위해 버퍼 임계값을 설정한다. 전송 비트의 양이 버퍼 임계값 이하일 경우에는 수신 양보를 하지 않도록 하기 위해 RTS 전력을 낮추게 한다. 우선순위가 낮은 링크들이 어느 정도의 관대한 양보를 요구하는지 알 수 없기 때문에 전력 제어가 단계적으로 수행되어야 한다. 이를 위해 전력 제어 팩터 Δ 를 설정하고 단계별로 전력을 낮추거나, 또는 전송 비트의 양이 버퍼 임계값보다 커지게 되면 단계별로 전력을 증가시킨다.

[0063] 도 8은 본 발명의 일 실시 예에 따르는 관대한 양보를 고려한 링크 모델이다. 우선순위가 낮은 링크의 수신 노드를 D라 하겠다. 높은 우선순위를 가지는 송신 노드 A는 RTS 전력 제어 계수 β 에 의해 전력을 감소시키게 되며, β 의 조건은 $0 < \beta < 1$ 이다. 우선순위가 낮은 링크의 수신 노드들에서는 수학식 11을 만족하면 수신 양보가 발생하지 않게 된다.

수학식 11

$$\frac{P_{C_m} |h_{C_m D_m}|^2}{\beta \cdot P_A |h_{AD_m}|^2} > \eta_{RX}$$

[0064]

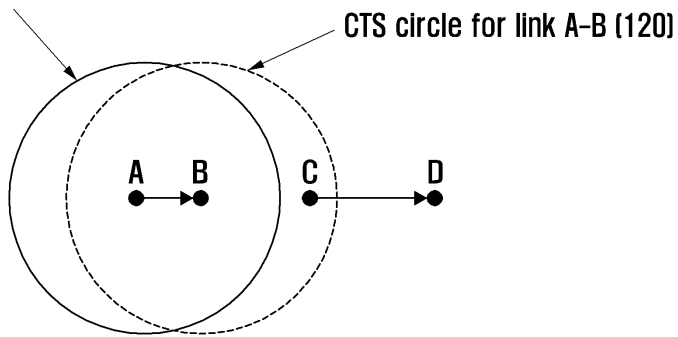
- [0065] 전송 비트의 양이 버퍼 임계값을 넘게 되면 송신 노드 A는 전력 제어 계수 $1/\beta$ 을 통해 송신 전력을 증가시켜 관대한 양보를 포기하도록 한다.
- [0066] 도 9는 본 발명의 일 실시 예에 따르는 관대한 양보를 위한 RTS 전력제어 과정의 흐름도이다. $P_{\max}$ 와 $P_{\min}$ 은 송신 노드의 최대 전력과 최소 전력을 나타내며, 전력 제어에 따른 전력 증감 과정에서 송신 노드의 전력을 최대 및 최소 범위를 넘지 못하도록 제한하고 있다. 단계 910에서 노드는 P_A 를 $P_{\max}$ 로 초기화한다.
- [0067] 단계 920에서 노드는 B와 τ_B 를 비교한다. B는 버퍼에서 대기하는 전송 비트의 양을 나타내며, τ_B 는 버퍼 임계값을 나타낸다. $B > \tau_B$ 이면, 과정은 단계 940으로 진행하여 노드는 송신 전력을 $\Delta(\text{dB})$ 만큼 증가시킨다. 그렇지 않은 경우에는 과정은 단계 930으로 진행하여 노드는 송신 전력을 $\Delta(\text{dB})$ 만큼 감소시킨다. 단계 950에서 RTS를 전력 P_A 로 송신한다. 단계 960에서 노드는 다음 슬롯까지 대기하고, 다음 슬롯이 되면 단계 920 내지 단계 950을 다시 수행한다.
- [0068] 이 때, 처리 흐름도 도면들의 각 블록과 흐름도 도면들의 조합들은 컴퓨터 프로그램 인스트럭션들에 의해 수행될 수 있음을 이해할 수 있을 것이다. 이들 컴퓨터 프로그램 인스트럭션들은 범용 컴퓨터, 특수용 컴퓨터 또는 기타 프로그램 가능한 데이터 프로세싱 장비의 프로세서에 탑재될 수 있으므로, 컴퓨터 또는 기타 프로그램 가능한 데이터 프로세싱 장비의 프로세서를 통해 수행되는 그 인스트럭션들이 흐름도 블록(들)에서 설명된 기능들을 수행하는 수단을 생성하게 된다. 이들 컴퓨터 프로그램 인스트럭션들은 특정 방식으로 기능을 구현하기 위해 컴퓨터 또는 기타 프로그램 가능한 데이터 프로세싱 장비를 지향할 수 있는 컴퓨터 이용 가능 또는 컴퓨터 판독 가능 메모리에 저장되는 것도 가능하므로, 그 컴퓨터 이용가능 또는 컴퓨터 판독 가능 메모리에 저장된 인스트럭션들은 흐름도 블록(들)에서 설명된 기능을 수행하는 인스트럭션 수단을 내포하는 제조 품목을 생산하는 것도 가능하다. 컴퓨터 프로그램 인스트럭션들은 컴퓨터 또는 기타 프로그램 가능한 데이터 프로세싱 장비 상에 탑재되는 것도 가능하므로, 컴퓨터 또는 기타 프로그램 가능한 데이터 프로세싱 장비 상에서 일련의 동작 단계들이 수행되어 컴퓨터로 실행되는 프로세스를 생성해서 컴퓨터 또는 기타 프로그램 가능한 데이터 프로세싱 장비를 수행하는 인스트럭션들은 흐름도 블록(들)에서 설명된 기능들을 실행하기 위한 단계들을 제공하는 것도 가능하다.
- [0069] 또한, 각 블록은 특정된 논리적 기능(들)을 실행하기 위한 하나 이상의 실행 가능한 인스트럭션들을 포함하는 모듈, 세그먼트 또는 코드의 일부를 나타낼 수 있다. 또, 몇 가지 대체 실행 예들에서는 블록들에서 언급된 기능들이 순서를 벗어나서 발생하는 것도 가능함을 주목해야 한다. 예컨대, 잇달아 도시되어 있는 두 개의 블록들은 사실 실질적으로 동시에 수행되는 것도 가능하고 또는 그 블록들이 때때로 해당하는 기능에 따라 역순으로 수행되는 것도 가능하다.
- [0070] 이 때, 본 실시 예에서 사용되는 '~부'라는 용어는 소프트웨어 또는 FPGA또는 ASIC과 같은 하드웨어 구성요소를 의미하며, '~부'는 어떤 역할들을 수행한다. 그렇지만 '~부'는 소프트웨어 또는 하드웨어에 한정되는 의미는 아니다. '~부'는 어드레싱할 수 있는 저장 매체에 있도록 구성될 수도 있고 하나 또는 그 이상의 프로세서들을 재생시키도록 구성될 수도 있다. 따라서, 일 예로서 '~부'는 소프트웨어 구성요소들, 객체지향 소프트웨어 구성요소들, 클래스 구성요소들 및 태스크 구성요소들과 같은 구성요소들과, 프로세스들, 함수들, 속성들, 프로시저들, 서브루틴들, 프로그램 코드의 세그먼트들, 드라이버들, 펌웨어, 마이크로코드, 회로, 데이터, 데이터베이스, 데이터 구조들, 테이블들, 어레이들, 및 변수들을 포함한다. 구성요소들과 '~부'들 안에서 제공되는 기능은 더 작은 수의 구성요소들 및 '~부'들로 결합되거나 추가적인 구성요소들과 '~부'들로 더 분리될 수 있다. 뿐만 아니라, 구성요소들 및 '~부'들은 디바이스 또는 보안 멀티미디어카드 내의 하나 또는 그 이상의 CPU들을 재생시키도록 구현될 수도 있다.
- [0071] 본 발명이 속하는 기술분야의 통상의 지식을 가진 자는 본 발명이 그 기술적 사상이나 필수적인 특징을 변경하지 않고서 다른 구체적인 형태로 실시될 수 있다는 것을 이해할 수 있을 것이다. 그러므로 이상에서 기술한 실시 예들은 모든 면에서 예시적인 것이며 한정적이 아닌 것으로 이해해야만 한다. 본 발명의 범위는 상기 상세한 설명보다는 후술하는 특허청구의 범위에 의하여 나타내어지며, 특허청구의 범위의 의미 및 범위 그리고 그 균등 개념으로부터 도출되는 모든 변경 또는 변형된 형태가 본 발명의 범위에 포함되는 것으로 해석되어야 한다.
- [0072] 한편, 본 명세서와 도면에는 본 발명의 바람직한 실시 예에 대하여 개시하였으며, 비록 특정 용어들이 사용되었

으나, 이는 단지 본 발명의 기술 내용을 쉽게 설명하고 발명의 이해를 돕기 위한 일반적인 의미에서 사용된 것이지, 본 발명의 범위를 한정하고자 하는 것은 아니다. 여기에 개시된 실시 예 외에도 본 발명의 기술적 사상에 바탕을 둔 다른 변형 예들이 실시 가능하다는 것은 본 발명이 속하는 기술 분야에서 통상의 지식을 가진 자에게 자명한 것이다.

도면

도면1a

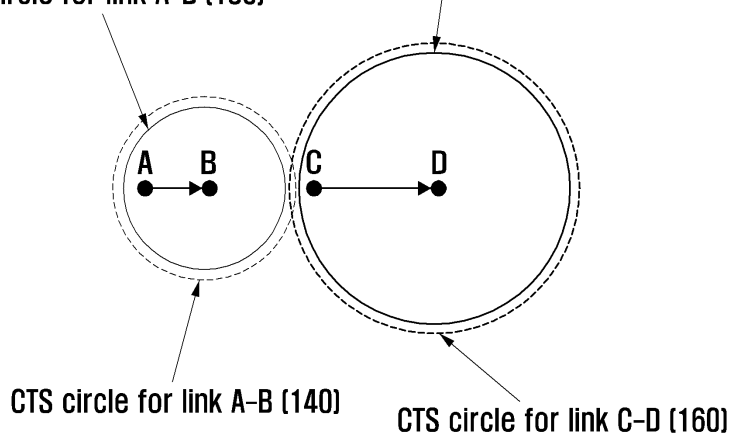
RTS circle for link A-B (110)



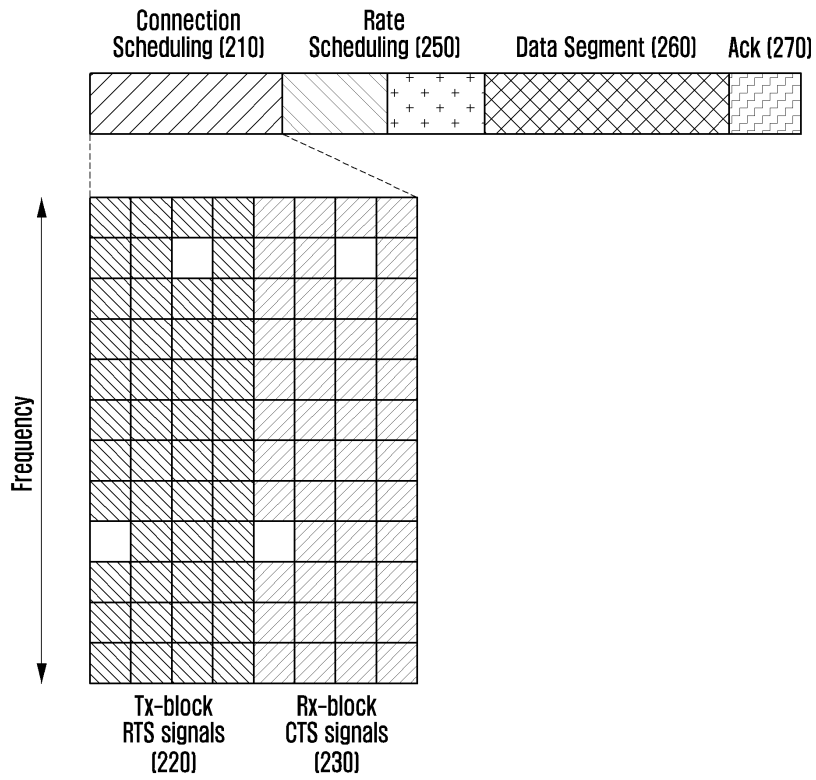
도면1b

RTS circle for link A-B (130)

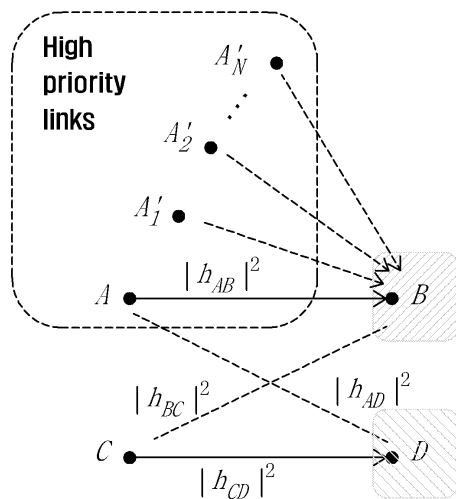
RTS circle for link C-D (150)



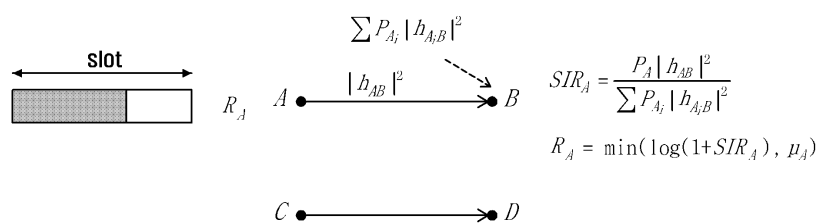
도면2



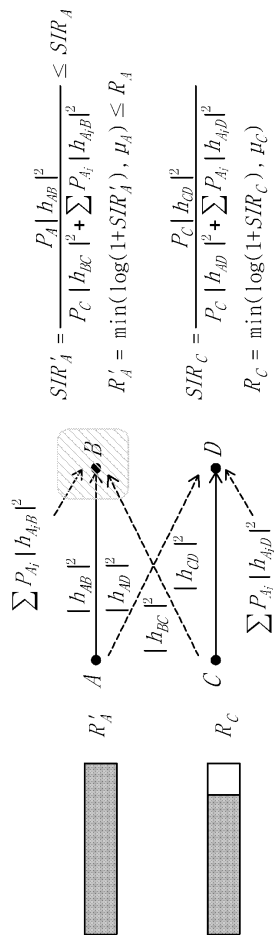
도면3



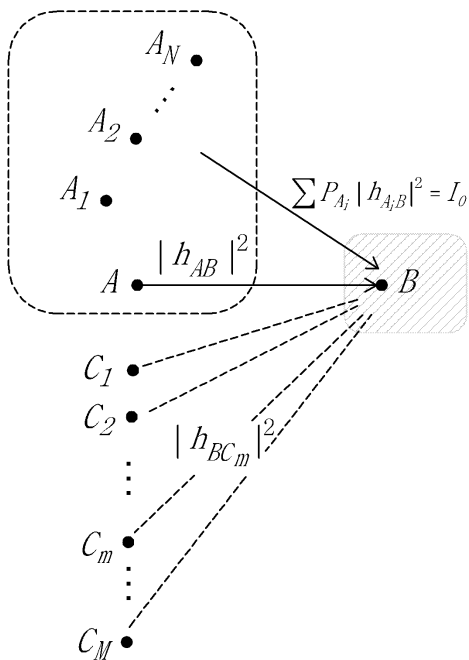
도면4



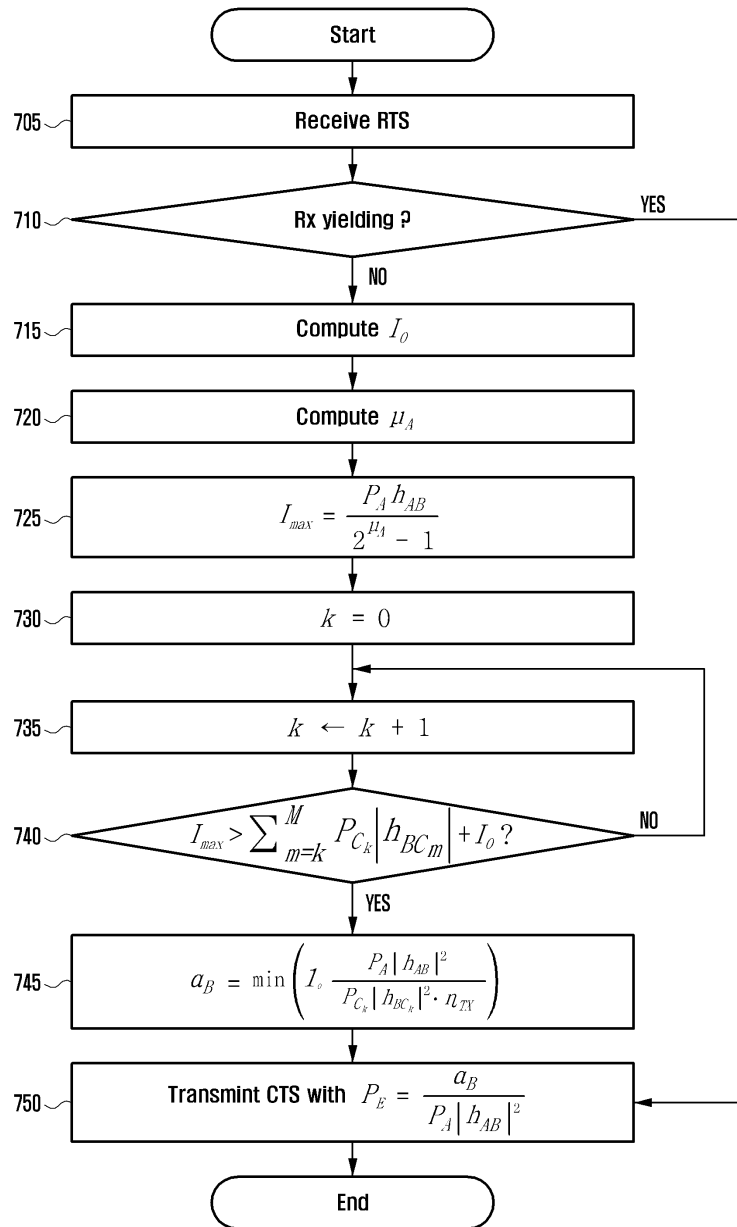
도면5



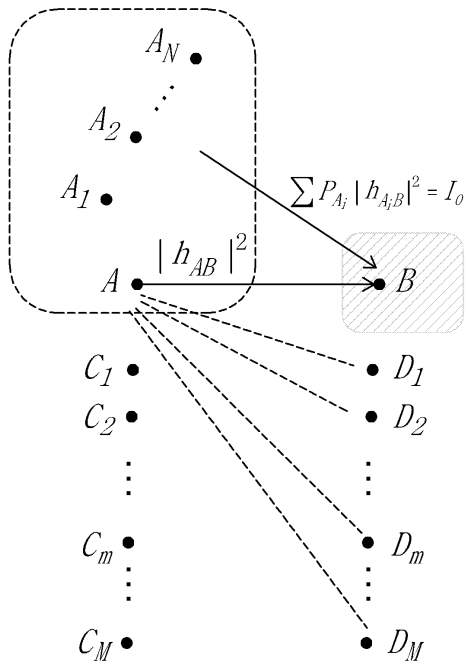
도면6



도면7



도면8



도면9

