(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(45) 공고일자 2007년10월01일
(11) 등록번호 10-0762071
(24) 등록일자 2007년09월19일

(51) Int. Cl.
H04L 1/18(2006.01) *H04L 1/16*(2006.01)
(21) 출원번호 10-2006-7019481
(22) 출원일자 2006년09월21일
심사청구일자 2006년09월21일
번역문제출일자 2006년09월21일
(65) 공개번호 10-2007-0015154
공개일자 2007년02월01일
(86) 국제출원번호 PCT/JP2005/014484
국제출원일자 2005년08월02일
(87) 국제공개번호 WO 2006/016541
국제공개일자 2006년02월16일
(30) 우선권주장
10/917,053 2004년08월12일 미국(US)
(56) 선행기술조사문헌
공개번호 특2002-0033089
전체 청구항 수 : 총 9 항

(73) 특허권자
미쓰비시덴키 가부시키가이샤
일본국 도쿄도 지요다쿠 마루노우치 2쵸메 7반 3고
(72) 발명자
구 다켕
미국 메사츄세츠주 01803 벌링톤 아파트먼트 17이 비콘 스트리트26
타오 지펭
미국 뉴욕주 11223 브룩클린 웨스트 10번 스트리트 1865
장 진윤
미국 메사츄세츠주 02141 캠브리지 아파트먼트 616 고레 스트리트170
(74) 대리인
김창세

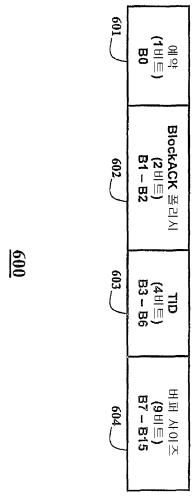
심사관 : 김대성

(54) 공통 무선 채널에 의해 접속된 복수의 국을 포함하는네트워크에 있어서 데이터 패킷에 대해 확인 응답하는 방법

(57) 요 약

방법은 공통 무선 채널에 의해 접속된 복수의 국을 포함하는 네트워크에 있어서 데이터 패킷에 대해 선택적으로 확인 응답한다. 송신국은 수신국에 대해 블록 확인 응답을 요구한다. 송신국은 수신국에 대해 데이터 패킷의 블록을 송신한다. 수신국은 정확하게 수신된 데이터 패킷의 수 및 잘못 수신된 데이터 패킷의 수를 확정한다. 그리고, 수신국은 유효하게 수신된 데이터 패킷의 수가 잘못 수신된 데이터 패킷의 수보다 적은 경우, 정확하게 수신된 데이터 패킷에 대해서만 선택적으로 확인 응답하고, 그렇지 않은 경우, 잘못 수신된 패킷에 대해서만 확인 응답한다.

대표도



특허청구의 범위

청구항 1

공통 무선 채널에 의해 접속된 복수의 국을 포함하는 네트워크에 있어서 데이터 패킷에 대해 확인 응답하는 방법으로서,

송신국에 의해, 수신국에 대해 블록 확인 응답을 요구하는 단계와,

상기 송신국에 의해, 상기 수신국으로 데이터 패킷의 블록을 송신하는 단계와,

상기 수신국에서, 정확하게 수신된 데이터 패킷의 수 및 잘못 수신된 데이터 패킷의 수를 확정하는 단계와,

유효하게 수신된 데이터 패킷의 수가 상기 잘못 수신된 데이터 패킷의 수보다 적은 경우, 상기 정확하게 수신된 데이터 패킷에 대해서만 확인 응답하고, 그렇지 않은 경우, 상기 잘못 수신된 패킷에 대해서만 확인 응답하는 단계

를 포함하는 데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 2

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답 요구는 단일 트래픽 클래스의 데이터 패킷에 대한 것인

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 3

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답 요구는 복수의 트래픽 클래스의 데이터 패킷에 대한 것인

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 4

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답 요구는 단일 트래픽 스트림의 데이터 패킷에 대한 것인

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 5

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답 요구는 복수의 트래픽 스트림의 데이터 패킷에 대한 것인

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 6

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답의 비트맵은 각 확인 응답된 데이터 패킷의 완전한 시퀀스 번호를 포함하는

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 7

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답의 비트맵은 각 확인 응답된 데이터 패킷의 상대 시퀀스 번호를 포함하는

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 8

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답의 비트맵은 프래그먼트 번호 연결 및 시퀀스 번호 비트맵을 포함하는

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

청구항 9

제 1 항에 있어서,

상기 블록 확인 응답의 비트맵은 시퀀스 번호 비트맵만을 포함하는

데이터 패킷에 대한 확인 응답 방법.

명 세 서

기 술 분 야

<1> 본 발명은 일반적으로 무선 통신 네트워크에 관한 것이고, 특히 이러한 네트워크에 있어서 수신 패킷에 대하여 확인 응답하는 것에 관한 것이다.

배 경 기 술

<2> IEEE 802.11 규격에 따른 무선 로컬 에리어 네트워크(WLAN)에서는, 셀의 액세스 포인트(AP)가 그 셀에 관련되는 모든 국(station)에 대한 패킷 전송을 수행한다. 단일 무선 채널, 즉, 주파수 대역은 데이터 및 제어 신호에 대하여, 국에서 AP로의 업링크와 AP에서 국으로의 다운링크 양쪽에 의해 공유된다. 모든 국이 AP와 통신할 수 있지만, 임의의 두 국이 서로의 통신 범위 내에 있을 필요는 없다.

<3> 무선 채널의 전송 레이트는 감지된 신호대 잡음비(SNR)에 따라 변화될 수 있다. 예컨대, IEEE 802.11b 규격의 물리층은 1Mbps, 2Mbps, 5.5Mbps 및 11Mbps의 네 개의 레이트를 지원한다.

<4> (IEEE 802.11 확인 응답(Acknowledgement))

<5> 무선 로컬 에리어 네트워크(WLAN)에 대한 현 IEEE 802.11 규격인 “Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications”, Standard, IEEE August, 1999에 따르면, 수신측은 송신측으로 확인 응답(ACK) 메시지를 송신함으로써, 데이터 패킷의 정확한 수신을 명시적으로 확인 응답해야 한다. ACK 메시지는 먼저 수신된 데이터 패킷과 직접적으로 관련되기 때문에, ACK 메시지는 매우 간단한 포맷을 갖는다.

<6> (IEEE 802.11e 블록 확인 응답(Block Acknowledgement)(BlockACK))

<7> 무선 채널의 사용 효율을 향상시키기 위해, IEEE 802.11e 태스크 그룹(TGe)은 블록 확인 응답 기법을 개발하여, 새로운 메시지의 세트를 정의한다. 이에 대해서는, IEEE 802.11e, “Wireless LAN Medium Access Control(MAC) and Physical Layer(PHY) Specifications : Medium Access Control(MAC) Enhancements for Quality of Service(Qos)”, Draft v6, IEEE, November 2003을 참조한다. 거기에서는, 모든 데이터 패킷에 대한 하나의 간단한 ACK 메시지 대신에, 단일하지만 보다 복잡한 ACK 메시지가 복수의 연속적인 데이터 패킷에 대한 확인 응답에 사용된다.

<8> 따라서, IEEE 802.11e 규격은 MAC 헤더에 추가적인 QoS 제어 필드를 사용한다. 이 필드는 사용되는 ACK 폴리시의 타입을 지정하는 2비트의 ACK 폴리시 서브필드를 포함한다.

<9> 블록 ACK 세션은 확립, 데이터 전송, BlockACK 및 종료의 각 단계로 구성된다. 블록 데이터 전송에 앞서, Add BlockACK(ADDBA) 요구 및 Add BlockACK(ADDBA) 응답이 교환되고, 세션에 관여되는 두 개의 국 사이에서 파라미터가 교섭된다. BlockACK 타임아웃값이 지정되고, 그것이 만료되면, ACK 세션은 종료된다.

<10> 표 1 및 표 2는 각각 ADDBA 요구 프레임 및 ADDBA 응답 프레임의 내용을 나타낸다. 각 필드의 상세한 설명에 대해서는 규격을 참조한다.

【표 1】

<11>

순서	정보	값
1	카테고리	BlockACK의 경우 3으로 설정
2	동작	ADDBA 요구의 경우 0으로 설정
3	대화 토큰	국에 의해 선택된 0이 아닌 값으로 설정
4	BlockACK 파라미터 세트	
5	BlockACK 타임아웃값	

【표 2】

<12>

순서	정보	값
1	카테고리	BlockACK의 경우, 3으로 설정
2	동작	ADDBA 응답의 경우, 1로 설정
3	대화 토큰	대응하는 ADDBA 요구로부터 카피
4	스테이터스 코드	
5	BlockACK 파라미터 세트	
6	BlockACK 타임아웃값	

<13> BlockACK 세션이 확립되면, 송신측은 짧은 프레임 간격(short inter-frame space)(SIFS) 기간에 의해 구분된 데이터 패킷의 블록을 송신할 수 있다. 몇 초부터 몇 분, 몇 시간 또는 며칠의 기간에 걸쳐 수천 또는 수백만 패킷에 대해 계속될 수도 있는 흐름에 대해 세션 확립이 수행된다.

<14> 계류중인 데이터 패킷의 확인 응답을 요구하기 위해, 송신측은 BlockACKRequest 메시지를 수신측으로 송신한다. BlockACK 시퀀스 제어 필드는 직전에 수신된 BlockACKRequest 메시지와 같은 값으로 설정된다. BlockACK에 포함되는 BlockACK 비트맵 필드는 128옥텟(octet)을 갖고, 64개까지의 MAC 서비스 데이터 유닛(MSDU) 또는 패킷의 수신 상태를 나타낸다.

<15> 도 1은 IEEE 802.11e 규격에서 정의되는 BlockACKReq 메시지의 몇 바이트의 포맷(100)을 나타내는 도면이고, 도 2는 IEEE 802.11e 규격에서 정의되는 BlockACK 메시지의 몇 바이트의 포맷(200)을 나타내는 도면이다. 모든 도면에서, 각각의 필드 상부의 숫자는 바이트 할당을 나타낸다(필드 상부의 숫자가 단지 바이트의 수를 나타내도록 도면을 변경함).

<16> BlockACKReq 메시지(100)는 다음 필드를 포함한다. 즉, 비트 프레임 제어(101), 지속 기간(102), 수신측 어드레스(RA)(103), 송신측 어드레스(TA)(104), BlockACK 요구(BAR) 제어(105), 개시 시퀀스 제어(106) 및 프레임 체크 시퀀스(FCS)(107)를 포함한다.

<17> 도 2는 다음 필드를 포함한다. 즉, 프레임 제어(201), 지속 시간(202), 수신측 어드레스(RA)(203), 송신측 어드레스(TA)(204), BlockACK(BA) 제어(205), BlockACK 개시 시퀀스 제어(206), BlockACK 비트맵(207) 및 프레임 체크 시퀀스(FCS)(208)를 포함한다.

<18> 도 3은 포맷(300)을 갖는 BlockACKRequest(BAR) 제어 필드 및 BlockACK(BA) 필드의 비트를 나타낸다. BAR/BA 필드의 최상위 4비트는 TID 서브필드(302)이다. BAR/BA 필드의 최하위 12비트는 예약되어 있다(301).

<19> 도 4는 BlockACK 메시지에서의 BlockACK 비트맵 필드의 포맷(400)을 나타낸다. BlockACK 비트맵은 프래그먼트 번호(401, 403, 405)와, 그들 각각에 후속하는 시퀀스 번호(402, 404, 406)로 구성되는 2바이트 길이의 시퀀스 제어 번호 64개를 포함한다.

<20> 도 5에 보다 상세하게 나타내는 바와 같이, 각 2바이트 길이의 시퀀스 제어 번호(500)는 수신된 하나의 데이터 패킷을 일의적으로 식별한다. 시퀀스 번호 필드는 12비트 길이의 시퀀스 번호(502)와, 4비트 길이의 프래그먼트 번호(501)로 구성된다. 프래그먼트 번호는 프래그먼테이션 및 리어셈블리 프로세스에서 사용된다.

<21> (현 BlockACK의 한계)

<22> 모든 네트워크에서, 대역폭은 중요한 자원이다. IEEE 802.11n 규격에 따른 고처리량 WLAN에서는, MAC 프로토콜

은 MAC 서비스 액세스 포인트(SAP)에 있어서 100Mbps의 설계 요구를 만족시키기 위해 70~80%의 효율을 달성해야 한다. 따라서, 현 MAC 프로토콜은 개선되어야 한다.

<23> 그러나, 현 IEEE 802.11 규격에 따른 프레임 단위의 ACK 메커니즘은 무선 채널을 대폭으로 낭비하는 잠재적인 원인을 갖고 있다. 이것은 IEEE 802.11e 규격에서 BlockACK가 제안되는 바로 그 이유이다. 유감스럽게도, BlockACK 메커니즘 자체는 대역폭 효율에 대해서 완전히 최적화되어 있지 않다.

<24> BlockACK 프레임에 있어서의 BlockACK 비트맵 필드는 128바이트의 고정된 길이를 갖는다. 따라서, BlockACK를 사용하여 블록으로서 송신되는 몇 개의 데이터 패킷에 대해서도, 128바이트 길이의 BlockACK 비트맵이 BlockACK에 포함되어야 한다. 이것은 작은 블록에 대해 대폭적인 낭비 및 비유연성을 유발한다.

<25> 게다가, 현 BlockACK 메시지는 같은 트래픽 클래스(TC) 또는 트래픽 스트림(TS)에 속하는 데이터에 대한 확인 응답이 있어야 한다는 제약을 갖는다. 현재, 경합(ECCA-TXOP)에 의해 취득되는 송신권(TXOP) 또는 폴링(HCCA-TXOP)에 의해 할당되는 송신권은 항상 특정 TC 또는 TS에 관련되고, TXOP 동안 그 TC 또는 TS의 데이터 패킷만 송신될 수 있다.

<26> 따라서, 보다 우수한 블록 확인 응답 방법이 요망된다.

발명의 상세한 설명

<27> IEEE 802.11n 규격은 서비스 액세스 포인트(SAP)의 매체 액세스 제어(MAC)층에서 100Mbps의 처리량을 요구한다. 현 IEEE 802.11/IEEE 802.11e MAC 프로토콜에서의 다양한 메커니즘은 막대한 오버헤드를 수반하여, 결국 심각한 처리량 성능 저하를 초래한다. IEEE 802.11n 규격에 대해 현 MAC 프로토콜을 직접 적용하는 것은 실제적이 아니다.

<28> 따라서, 본 발명은 개선된 블록 확인 응답 방법을 제공한다. 본 방법은 종래 기술에 의한 블록 확인 응답 방식보다 작은 대역폭을 사용한다. 본 방법은 IEEE 802.11/IEEE 802.11e MAC 프레임에서 예약 필드를 사용하여, 종래 기술에 의한 IEEE 802.11/IEEE 802.11e MAC 프로토콜에서는 이용할 수 없던 광범위한 새로운 기능을 달성한다. 분석은, 본 발명의 방법이 효율을 70% 이상으로 향상시켰다는 것을 보여준다.

<29> 특히, 방법은 공통 무선 채널에 의해 접속된 복수의 국을 포함하는 네트워크에 있어서 데이터 패킷에 대해 선택적으로 확인 응답한다.

<30> 송신국은 수신국에 대해 블록 확인 응답을 요구한다. 송신국은 데이터 패킷의 블록을 수신국으로 송신한다.

<31> 수신국은 정확하게 수신된 데이터 패킷의 수와, 잘못 수신된 패킷의 수를 확정한다.

<32> 그리고, 수신국은 유효하게 수신된 데이터 패킷의 수가 잘못 수신된 데이터 패킷의 수보다 적으면, 정확하게 수신된 데이터 패킷에 대해서만 선택적으로 확인 응답하고, 그렇지 않으면, 잘못 수신된 패킷에 대해서만 확인 응답한다.

실 시 예

<45> 본 발명은 IEEE 802.11 규격에 따라 설계된 무선 로컬 에리어 네트워크(WLAN)에서 데이터 패킷의 블록에 대해 확인 응답하는 방법을 제공한다. 본 방법은 BlockACK 비트맵에서 가변 사이즈 필드를 사용한다. BlockACK 필드는 정확하게 수신된 데이터 패킷 또는 잘못 수신된 데이터 패킷 중 비트가 적은 쪽을 발신할 수 있다.

<46> 일반적으로, 물리 채널의 상태는 변동하는 것보다 안정하려는 경향이 있다. 따라서, 레이트 적응은 적절히 낮은 패킷 오류율(PER)을 달성하기 위해 전송 레이트를 최적화한다. 그러므로, 패킷 오류가 지속적으로 발생할 확률은 낮다. 이것은 대부분의 데이터 패킷이 정확하게 수신된다는 것을 의미하고, BlockACK 필드는 잘못 수신된 데이터 패킷만을 나타내도 좋다.

<47> 본 방법은 복수의 트래픽 클래스(TC) 및 트래픽 스트림(TS)에 대해 유연한 확인 응답을 지원한다. 본 방법은 EDCA(enhanced distributed channel access) 기간 동안의 경합에 의해 취득된 송신권(TXOP) 및 HCCA(hybrid coordinated channel access) 기간 동안에 액세스 포인트(AP)에 의해 할당된 TXOP에 대해 사용될 수 있다.

<48> 본 방법은 세션 확립, 데이터 교환, 블록 확인 응답 및 종료의 단계를 포함하며, 두 개의 모드로 동작할 수 있다.

<49> (모드 1)

<50> 세션이 확립되면, 송신측과 수신측 사이에서, ADDBA 요구 메시지 및 ADDBA 응답 메시지가 교환된다. ADDBA 요구 메시지 및 ADDBA 응답 메시지의 양쪽에 포함되는 BlockACK 파라미터 세트 고정 필드는, 확립되어야 할 BlockACK 세션에 대한 파라미터를 교섭하는데 사용된다.

<51> 표 3은 IEEE 802.11e 규격에 따른 ADDBA 요구에 의해 개시될 수 있는 모든 가능한 ACK 모드를 나타낸다.

【표 3】

<52>

비트 5	비트 6	의미
0	0	표준 확인 응답
1	0	확인 응답하지 않음
0	1	명시적인 확인 응답하지 않음
1	1	블록 확인 응답

<53> 표 4는 세션에 대해 TC 또는 TS를 지정하는 BlockACK 파라미터 세트 고정 필드 내의 트래픽 ID(TID) 서브필드를 나타낸다.

【표 4】

<54>

비트 0~3	사용
0~7	우선 QoS(TC)에 대한 사용자 우선 순위(UP)
8~15	파라미터화 QoS(TS)에 대한 TSID

<55> 도 6은 BlockACK 파라미터 세트 고정 필드의 포맷(600)을 나타낸다. 여기서는, 종래 기술에 따른 BlockACK 세트 고정 필드의 예약 비트(B0)(601)를, 블록 송신 세션에서 복수의 TID(603)가 지원되는지 여부를 나타내는데 사용한다. B0이 1인 경우, 본 발명에 따른 혼합 트래픽이 사용 가능해지고, 0인 경우, 혼합 트래픽이 사용 불가능해진다.

<56> BlockACK 파라미터 세트 고정 필드가 ADDBA 요구 메시지 및 ADDBA 응답 메시지에 포함되기 때문에, 세션에 관여하는 두 개의 국이 이 혼합 모드를 지원하는지 여부를 교섭할 수 있다. 필드(602)는 2비트 길이의 BlockACK 폴리시를 저장하고(표 3 참조), 필드(604)는 버퍼 사이즈를 저장한다.

<57> 구체적으로, ADDBA 요구는 비트 B0을 적절히 설정함으로써 교섭을 개시한다. 그리고, 수신측은 그 능력이 설정된 B0 비트 및 대응하는 ADDBA 요구 메시지와 동시에 ADDBA 응답 메시지를 되돌린다. 이 교환 후, 양국은 세션 중에 혼합 트래픽이 사용될 수 있는지 여부를 판단할 수 있다.

<58> 세션이 확립된 후, 데이터 패킷은 송신될 수 있다. 송신측이 송신된 데이터 패킷이 수신측에 의해 정확하게 수신되었는지 여부를 확인할 필요가 있는 경우, 송신측은 BlockACKReq 메시지를 송신함으로써 수신측에 BlockACK를 요구한다.

<59> 본 발명에 따른 BlockACKReq 메시지(700) 및 BlockACKReq 메시지(800)의 포맷을 각각 도 7 및 도 8에 나타낸다. 포맷(700)은 프레임 제어(701), 지속 시간(702), 수신측 어드레스(703), 송신측 어드레스(704), BAR 제어(705), 시퀀스 제어(706, 707) 및 FCS(708) 등의 각 필드를 포함한다. 포맷(800)은 프레임 제어(801), 지속 시간(802), 수신측 어드레스(803), 송신측 어드레스(804), BA 제어(805), 시퀀스 제어(806, 807), n바이트를 포함하는 BlockACK 비트맵 및 FCS(809) 등의 각 필드를 포함한다.

<60> BlockACK의 유연성 및 효율을 향상시키기 위해서, 본 발명은 BlockACKReq 메시지 및 BlockACK 메시지의 BAR/BA 제어 필드에서의 예약된 12비트 길이의 필드를 사용한다.

<61> 도 9는 모드 1에 대한 BAR 제어 필드의 포맷(900)을 나타낸다. BA 제어 필드의 설계는 유사하지만, 설명을 간단히 하기 위해, 도 9에는 BAR 제어 필드만을 나타내고, 이하에 설명한다. 종래 기술에서 예약되어 있던 12비트 길이의 필드(910)는 서브필드로 분할된다. 모드 1에서는, 모드 선택을 위해 최하위 3비트(B0~B2)(901)가 사용된다. 표 5에, 여덟 개의 가능한 모드가 열거된다. 여러 가지 필드, 예컨대, NACK, 상대 시퀀스 번호 등은 이하에 설명된다.

<62> 모드 1에서는, BAR 제어 필드의 비트 B3~B4(902)가 현 BlockACKReq 메시지에 포함되는 TID 번호를 나타내는데 사용된다. 비트 B5~B8(903)은 BlockACKReq 메시지에 포함되는 TID를 나타낸다. 예컨대, B5가 1로 설정되어 있는 경우, BlockACKReq 메시지에는, TID_1에 대한 BlockACK 개시 시퀀스 제어 필드가 존재한다. 비트 B9~B11(904)은 예약된다. TID 필드(905), B12~B15는 BlockACK 세션이 확립된 본래의 TID를 나타낸다.

<63> 유효한 데이터 패킷은 하나의 TC 또는 TS만을 가질수 있고, 양쪽을 동시에 가질 수는 없다. 게다가, 데이터 패킷의 블록 송신은 경합 기간 또는 비경합 기간에만 발생할 수 있고, 양쪽에서 발생할 수는 없다. 따라서, BlockACKReq 메시지는 항상 TC 또는 TS 중 어느 한쪽에만 관련할 수 있고, 양쪽에 관련할 수 없다고 보는 것이 적당하다. 이것은 어떤 BlockACKReq 메시지에 있어서도 네 개의 유효한 TID만이 가능하다는 것을 의미한다. 따라서, "TID의 수" 필드(902) 및 "TID 비트맵" 필드(903)는 각각 2비트 또는 4비트만으로 할당된다. 이것은 단일 BlockACKReq 프레임에 최대 네 개의 BlockACK 개시 시퀀스 제어 필드가 포함될 수 있다는 것을 의미한다.

【표 5】

<64>

	비트 0	비트 1	비트 2	의미
1	0	0	0	레거시 BlockACK
2	0	0	1	모드 2
3	0	1	0	모드 1, NACK 사용 불능, 상대 시퀀스 번호 사용 불능
4	0	1	1	모드 1, NACK 사용 가능, 상대 시퀀스 번호 사용 가능
5	1	0	0	모드 1, NACK 사용 불능, 상대 시퀀스 번호 사용 가능
6	1	0	1	모드 1, NACK 사용 가능, 상대 시퀀스 번호 사용 불능
7	1	1	0	예약
8	1	1	1	

<65> BlockACKReq 메시지 및 BlockACK 메시지 양쪽에 포함되는 BlockACK 개시 시퀀스 서브필드는 확인 응답되어야 할 패킷의 블록 내의 개시 데이터 패킷의 시퀀스 번호를 지정한다. 도 5에 나타내는 바와 같이, 시퀀스 제어 필드는 두 부분, 즉, 각각 4비트 및 12비트인 프래그먼트 번호 서브필드(501) 및 시퀀스 번호 서브필드(502)로 분할된다.

<66> 도 10에, 모드 1에 대한 BlockACK 비트맵 필드의 포맷(1000)을 나타낸다. 종래 기술과 같이 고정 길이의 BlockACK 비트맵을 포함하는 대신에, 여기서는, 정확하게 수신된 패킷 또는 잘못 수신된 패킷 중 비트의 수가 적은 쪽에 대해 선택적으로 확인 응답할 수 있다.

<67> 패킷의 블록에서 정확하게 수신된 패킷의 수 및 잘못 수신된 패킷의 수가 각각 N(succeed) 및 N(fail)이고, 블록의 총 사이즈가 N(total)이면,

<68> $N(succeed)+N(fail)=N(total)$이다.

<69> 종래 기술에 따른 BlockACK 비트맵에 요구되는 바이트의 수 Size(bitmap-prior-art)는

<70> $Size(bitmap\text{-}prior\text{-}art)=128$바이트이다.

<71> 본 발명에 따른 BlockACK 비트맵에 요구되는 바이트의 수 Size(bitmap-invention)는

<72> $Size(bitmap\text{-}invention)=2\times\min\{N(succeed), N(fail)\}$

<73> $=2\times\min\{N(succeed), N(total)-N(succeed)\}$

<74> $\leq 2\times[N(total)/2]$

<75> ≤size(bitmap-prior-art)/2바이트이다.

<76> 즉, Size(bitmap-invention)≤Size(bitmap-prior-art)/2이다.

<77> 환언하면, 본 발명에 따른 확인 응답 방법은, 최악의 경우에도, 종래 기술에 따른 방식의 바이트 수의 절반만을 사용한다. 따라서, 선택적인 확인 응답 및 부정 ACK(NACK)를 적응적으로 사용함으로써, BlockACK에서 시퀀스 제어 필드의 수를 대폭 감소시킬 수 있다. BlockACKReq 메시지 및 BlockACK의 새로운 BAR/BA 제어 필드의 모드 선택 필드는, 긍정 ACK가 사용되는지 부정 ACK가 사용되는지 여부를 나타낸다.

<78> BlockACK 비트맵의 길이 n은 변수이다. 예컨대, 64개의 데이터 패킷이 송신되어 20개만이 수신되는 경우, 본 발명에 따르면, BlockACK 비트맵에는 20개의 시퀀스 번호만 있다. 이것은 종래 기술에 따른 BlockACK와 비교해 80% 절약됨을 나타낸다.

<79> 각 TID에 대한 개시 시퀀스 번호가 BlockACK 개시 시퀀스 필드에 포함되기 때문에, 블록에서 데이터 패킷이 연속적인 시퀀스 번호를 갖는 한, 완전한 시퀀스 제어 필드를 확인 응답으로 회신할 필요는 없다.

<80> 따라서, 본 발명은 IEEE 802.11 규격에 따라 정의되는 2바이트 길이(16비트)의 시퀀스 번호를 사용하는 대신에, 6비트 길이의 상대 시퀀스 번호(1001, 1003)를 사용함으로써, 절약을 더욱 달성할 수 있다. 상대 시퀀스 번호의 6비트는 최대 64개의 다른 데이터 패킷을 나타낼 수 있다. 종래 기술에 따른 BlockACK 비트맵은 64개까지의 완전한 시퀀스 번호만을 지원할 뿐이다.

<81> 도 10에 나타내는 바와 같이, 남아있는 2비트(1002, 1004)는 확인 응답되어있는 데이터의 부호화 TID를 나타낼 수 있다. 이 새로운 확장에 의해, 같은 블록에서 다른 트래픽 클래스의 데이터 패킷을 송신할 수 있게 된다.

<82> 이 경우, Size(bitmap-invention)≤Size(bitmap-prior-art)/4이다.

<83> 즉, 본 발명은 보다 유연한 전송 방식을 이용하더라도, 종래 기술에 따른 BlockACK의 1/4의 바이트만을 필요로 한다.

<84> (모드 2)

<85> 본 발명에 따른 확인 응답 방법의 제 2 모드는 데이터 패킷이 연속적인 시퀀스 번호를 갖는 경우에 사용될 수 있다. 모드 2에서는, 확립 단계 및 데이터 교환 단계가 모드 1의 그것과 동일하다.

<86> 그러나, 설명을 간단히 하기 위해, BlockACKReq 메시지 및 BlockACK 메시지는 다르게 설계된다. 실제로는, 이들 두 메시지는, 보다 높은 효율을 달성하도록 BAR/BA 필드 및 BlockACK 비트맵 필드가 최적화되는 것을 제외하고, 종래 기술에 따른 BlockACK 메시지와 거의 같다.

<87> 도 11은 모드 2에 대한 BAR/BA 필드(1100)를 나타낸다. 종래 기술에서 예약되어 있던 12비트 길이의 필드(1111)는 서브필드로 분할된다. 최초의 3비트(B0~B2)는, 모드 1의 BAR/BA 필드와 같은 정의를 갖는 모드 선택 필드(1101)를 구성한다. 특히, 모드 선택 필드가 0×0의 값을 갖는 경우, 모드 1이 사용된다.

<88> 블록 사이즈 필드(1102)(B3~B8)는 BlockACK 메시지에 대해 몇 개의 패킷이 확인 응답되어야 하는가를 나타낸다. 모드 2에서 지원되는 최대 블록 사이즈는 종래 기술에 따른 BlockACK와 같은 사이즈인 64패킷이기 때문에, 블록 사이즈 필드는 6비트 길이이다. 필드(1103)는 예약되어 있고, 필드(1104)는 TID를 저장한다.

<89> 도 12는 모드 2의 BlockACK 비트맵 필드(1200)를 나타낸다. 이 비트맵은 32바이트 길이의 프래그먼트 번호 연결 필드(1201) 및 8바이트 길이의 시퀀스 번호 비트맵 필드(1202)를 갖는다. 프래그먼트 번호 연결 필드는 확인 응답되어야 할 데이터 패킷 모두에 대한 4비트 프래그먼트 번호의 연결이다. 블록에서의 패킷의 최대 수가 64이기 때문에, 이 필드에 대하여 16바이트를 사용하는 것으로 충분하다. 시퀀스 번호 비트맵 필드의 각 비트는 특정 패킷이 정확하게 수신되었는지 잘못 수신되었는지의 여부를 나타낸다. 비트의 상대 위치는 시퀀스 번호를 나타낸다. 예컨대, 이 비트맵 필드의 최하위 비트가 0으로 설정되어 있는 경우, 시퀀스 번호가 (BlockACK 개시 시퀀스 번호+0)인 패킷은 정확하게 수신된다.

<90> 64패킷이 송신되기 전에 BlockACK를 요구하는 것이 가능하다. 그러나, 비트맵 필드는 그 패킷이 정확하게 수신되는 경우 또는 잘못 수신되는 경우로부터, 패킷이 전혀 송신되지 않는 경우를 식별하는데 충분한 논리를 제공하지 않는다. 따라서, 블록 사이즈 서브필드는 모드 2의 BAR/BAR 필드에 포함된다. 모드 2에서는, Size(bitmap-invention)=40이고, Size(bitmap-prior-art)=40/128이기 때문에, 68.75%의 절약이다. 여기서 프래그먼트 번호 연결 필드를 더 제거하면, (1-8/128)=0.9375%의 절약을 달성할 수 있다.

<91> 어플리케이션에 따라 동작 모드가 선택될 수 있다는 것에 유의해야 한다.

<92> (실시예 및 호환성의 문제)

<93> BlockACKReq 메시지 및 BlockACK 메시지의 BAR/BA 제어 필드의 모드 선택 서브필드를 0으로 설정함으로써, 본 발명에 따른 방법을 종래 기술과 호환되게 할 수 있다.

<94> 본 발명이 바람직한 실시예의 예에 의해 설명되었지만, 본 발명의 정신 및 범위 내에서 여러 가지 다른 적응 및 변경이 이루어져도 좋다는 것이 이해되어야 한다. 따라서, 첨부한 청구의 범위의 목적은 본 발명의 참된 정신 및 범위 내에 있는 이러한 변형 및 변경을 전부 포함하는 것이다.

도면의 간단한 설명

<33> 도 1은 종래 기술에 따른 BlockACKReq 프레임 포맷의 블록도,

<34> 도 2는 종래 기술에 따른 BlockACK 프레임 포맷의 블록도,

<35> 도 3은 종래 기술에 따른 BAR/BA 제어 필드의 블록도,

<36> 도 4는 종래 기술에 따른 BlockACK 비트맵 포맷의 블록도,

<37> 도 5는 종래 기술에 따른 시퀀스 제어 필드의 블록도,

<38> 도 6은 본 발명에 따른 BlockACK 파라미터 세트 고정 필드의 블록도,

<39> 도 7은 본 발명에 따른 BlockACKReq 메시지의 블록도,

<40> 도 8은 본 발명에 따른 BlockACK 메시지의 블록도,

<41> 도 9는 본 발명에 따른 제 1 확인 응답 모드의 BAR/BA 필드의 블록도,

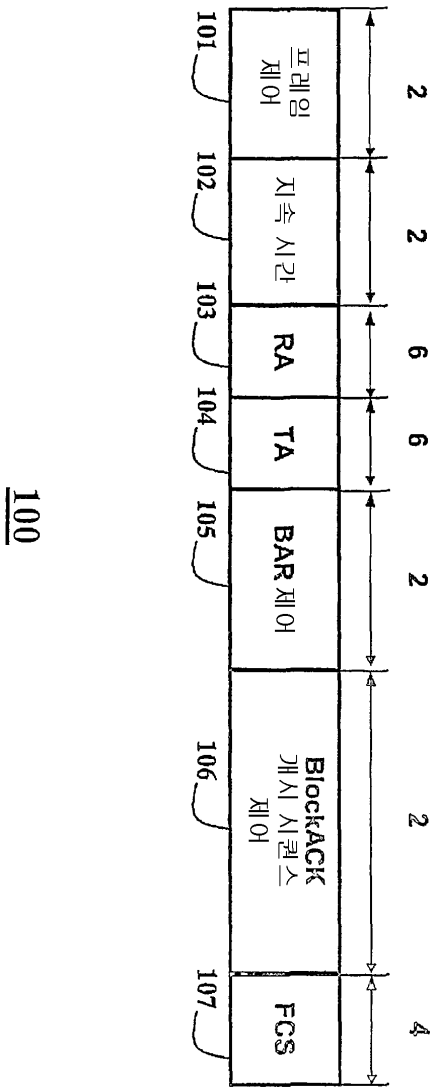
<42> 도 10은 본 발명에 따른 제 1 모드의 BlockACK 비트맵 필드의 블록도,

<43> 도 11은 본 발명에 따른 제 2 확인 응답 모드의 BAR/BA 필드의 블록도,

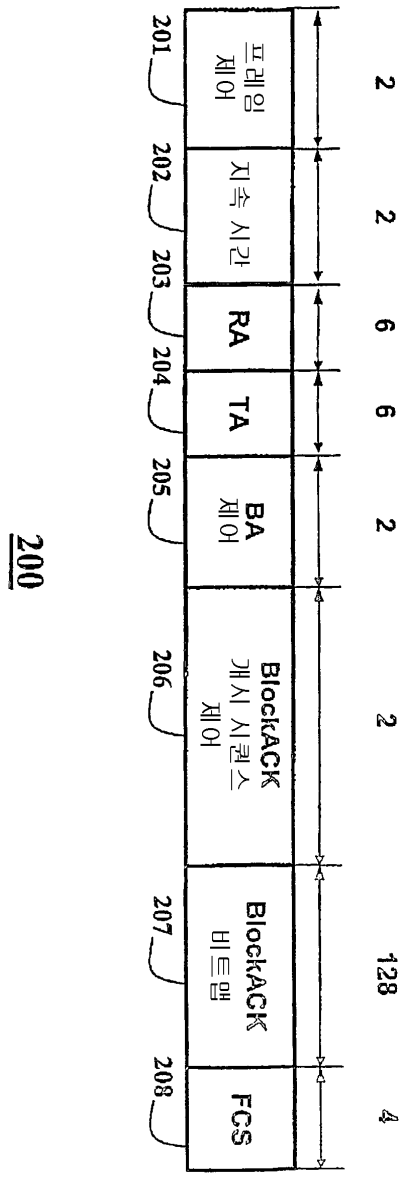
<44> 도 12는 본 발명에 따른 제 2 모드의 BlockACK 비트맵 필드의 블록도이다.

도면

도면1

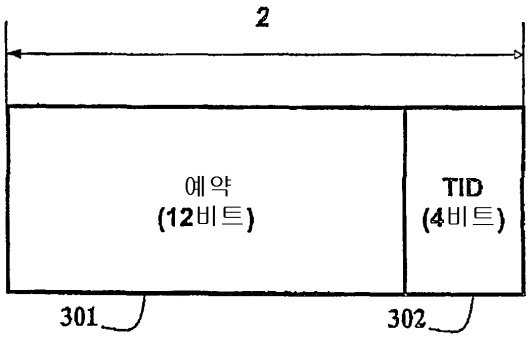

100
프레임 제어
지속 시간
RA
TA
BAR 제어
BlockACK 개시 시퀀스 제어
FCS
101
102
103
104
105
106
107
2
2
6
6
2
2
4

도면2



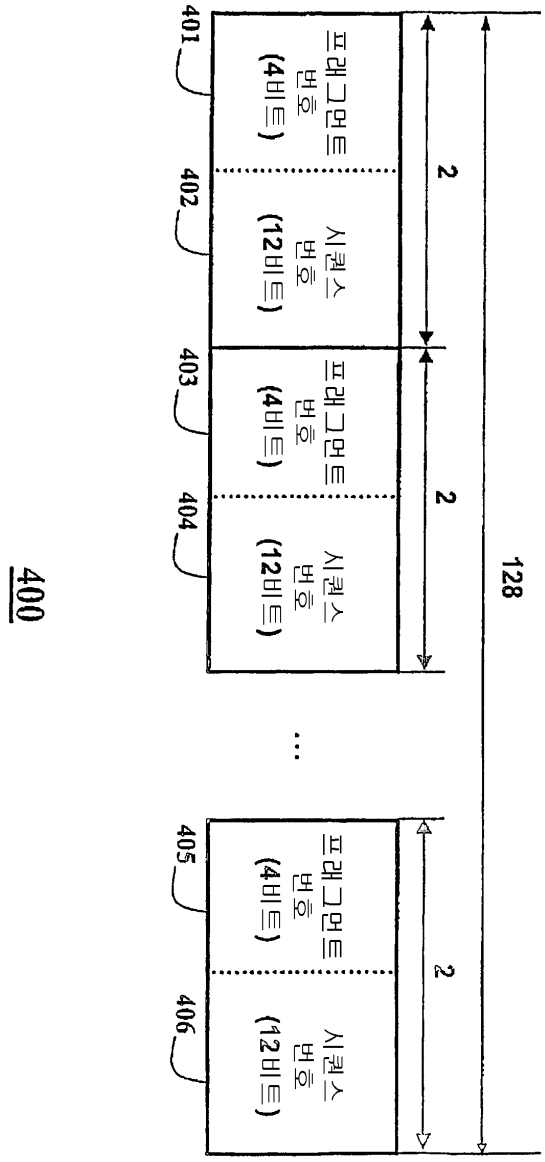
200

도면3

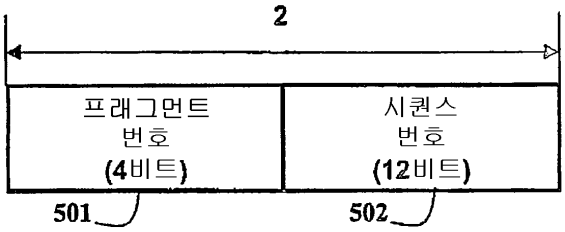


300

도면4

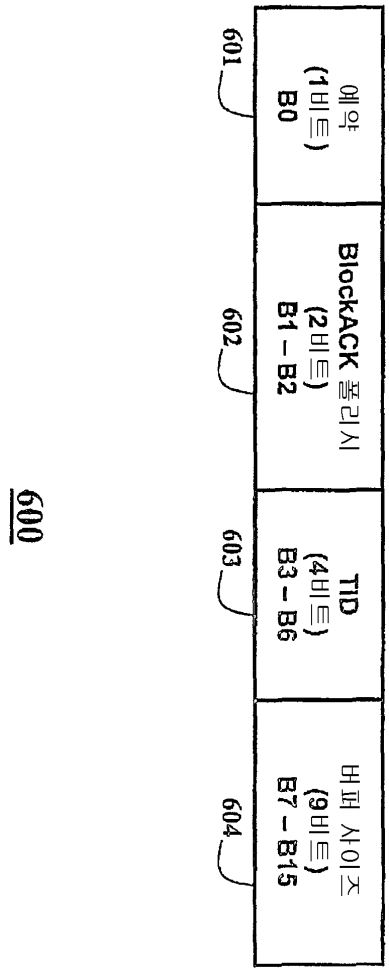


도면5

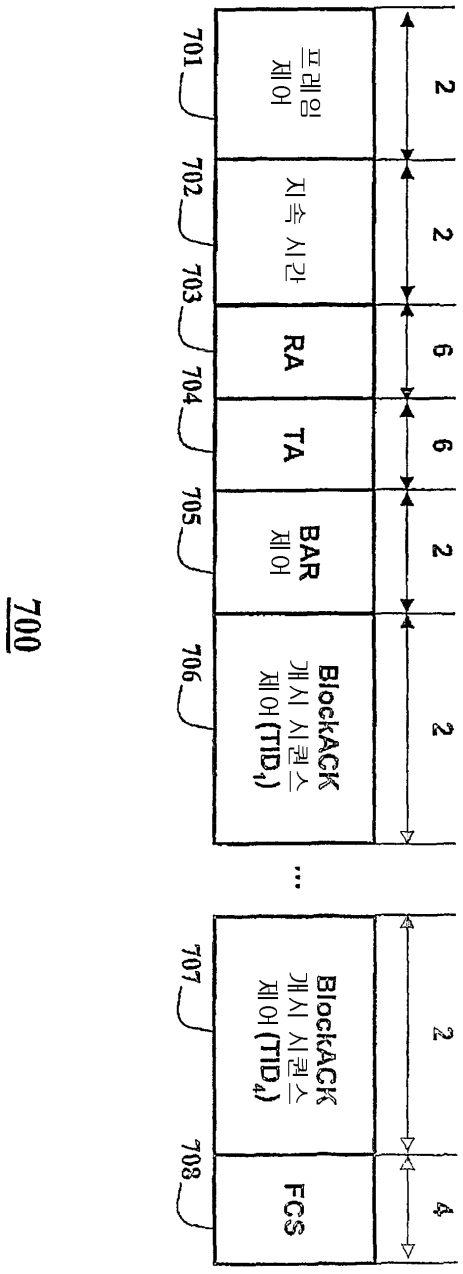

2
프래그먼트
번호
(4비트)
시퀀스
번호
(12비트)
501
502

500

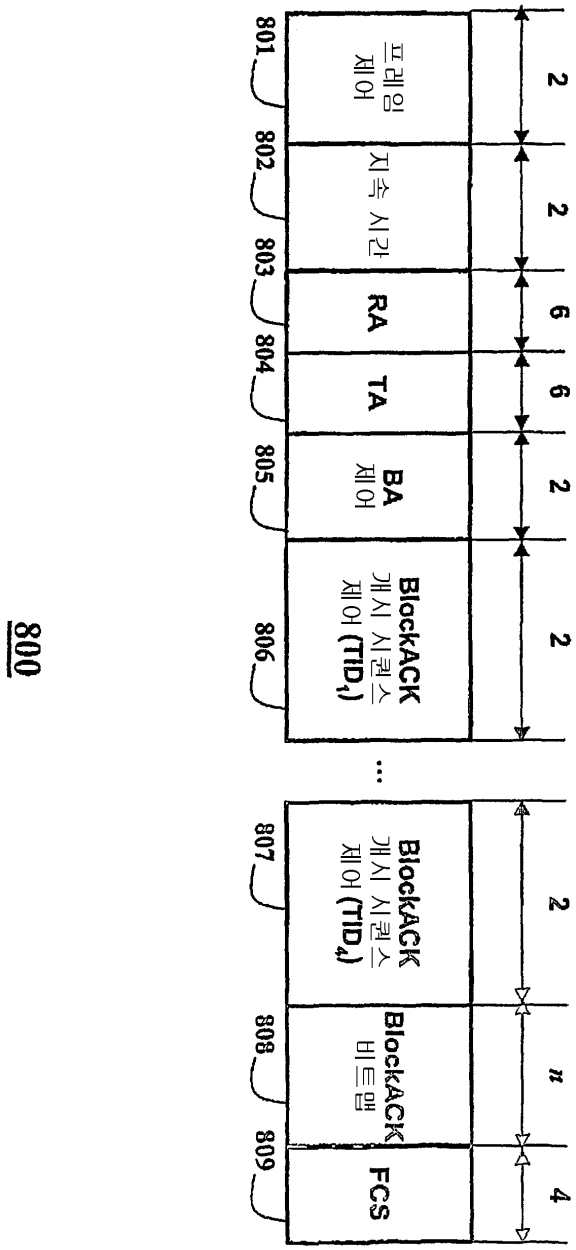
도면6


600
601
예약
(1비트)
B0
602
BlockACK 폴리시
(2비트)
B1 - B2
603
TID
(4비트)
B3 - B6
604
버퍼 사이즈
(9비트)
B7 - B15

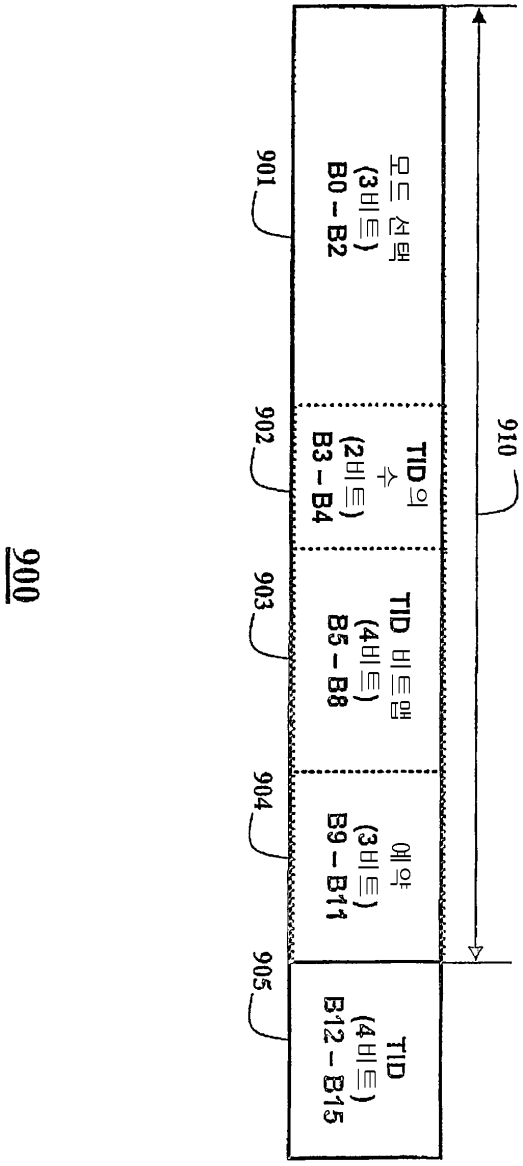
도면7


700
프레임 제어
지속 시간
RA
TA
BAR 제어
BlockACK 개시 시퀀스 제어 (TID1)
...
BlockACK 개시 시퀀스 제어 (TID4)
FCS
2
2
6
6
2
2
2
4
701
702
703
704
705
706
707
708

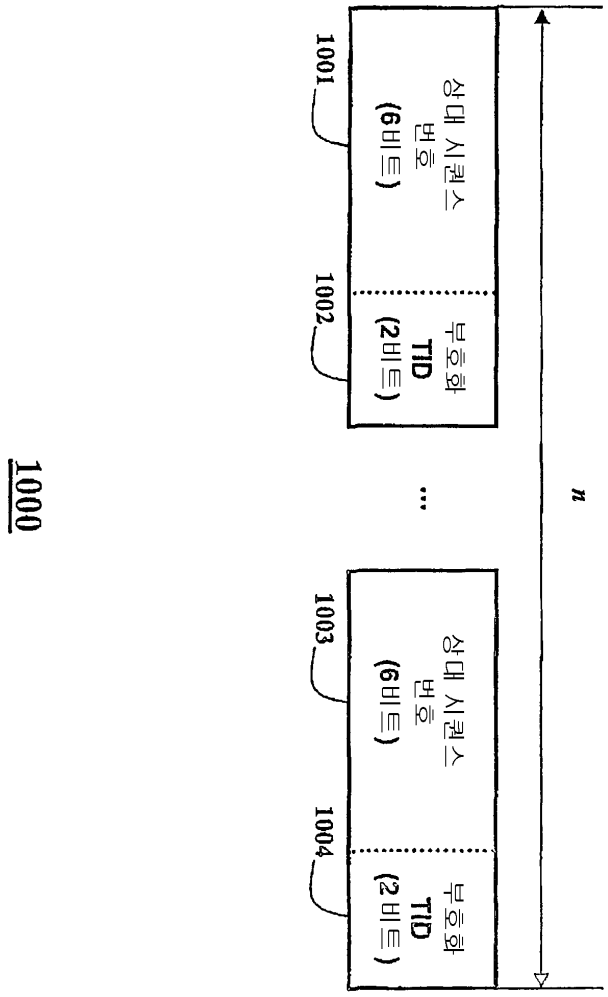
도면8


800
프레임 제어
801
2
지속 시간
802
2
RA
803
6
TA
804
6
BA 제어
805
2
BlockACK 개시 시퀀스 제어 (TID1)
806
2
...
BlockACK 개시 시퀀스 제어 (TIDn)
807
2
BlockACK 비트맵
808
n
FCS
809
4

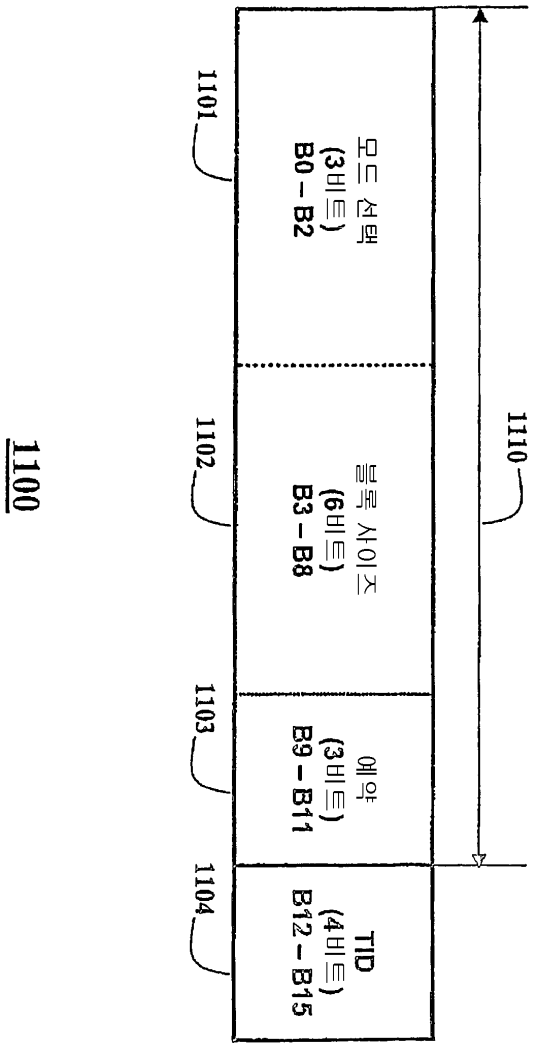
도면9


900
901
모드 선택
(3비트)
B0 - B2
902
TID의 수
(2비트)
B3 - B4
903
TID 비트맵
(4비트)
B5 - B8
904
예약
(3비트)
B9 - B11
905
TID
(4비트)
B12 - B15
910

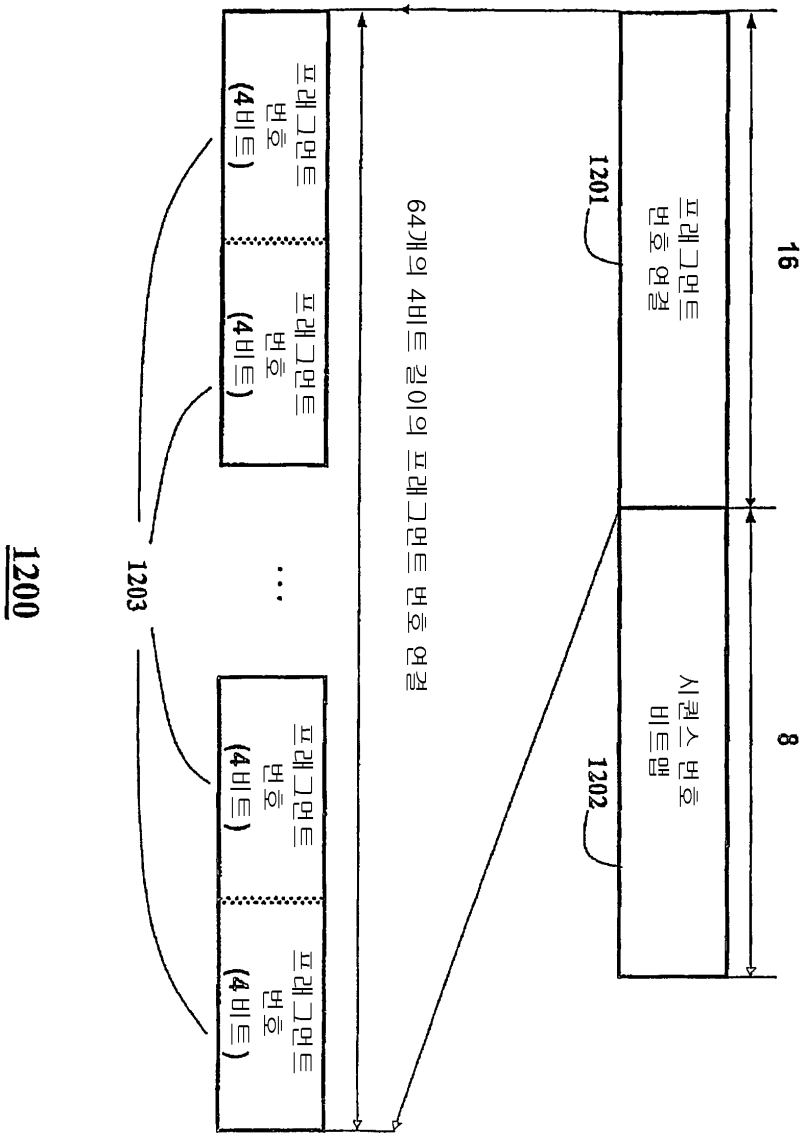
도면10


1000
1001
상대 시퀀스 번호 (6비트)
1002
부호화 TID (2비트)
...
n
1003
상대 시퀀스 번호 (6비트)
1004
부호화 TID (2비트)

도면11


1100
1101
모드 선택
(3비트)
B0 - B2
1102
블록 사이즈
(6비트)
B3 - B8
1103
예약
(3비트)
B9 - B11
1104
TID
(4비트)
B12 - B15
1110

도면12


1200
1201
프래그먼트 번호 열
16
1202
비트맵 시퀀스 번호
8
64개의 4비트 길이의 프래그먼트 번호 열
1203
프래그먼트 번호 (4비트)
프래그먼트 번호 (4비트)
프래그먼트 번호 (4비트)
프래그먼트 번호 (4비트)