



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 등록특허공보(B1)

(45) 공고일자 2007년11월02일
(11) 등록번호 10-0772470
(24) 등록일자 2007년10월26일

(51) Int. Cl.

H04L 29/06 (2006.01) *H04B 1/69* (2006.01)*H04B 7/00* (2006.01)

(21) 출원번호 10-2005-7011674

(22) 출원일자 2005년06월20일

심사청구일자 2005년06월20일

번역문제출일자 2005년06월20일

(65) 공개번호 10-2005-0089064

공개일자 2005년09월07일

(86) 국제출원번호 PCT/US2003/040702

국제출원일자 2003년12월19일

(87) 국제공개번호 WO 2004/059869

국제공개일자 2004년07월15일

(30) 우선권주장

60/435,842 2002년12월20일 미국(US)

(56) 선행기술조사문현

KR1020010008734 A

KR1020020037565 A

KR1020020045079 A

전체 청구항 수 : 총 48 항

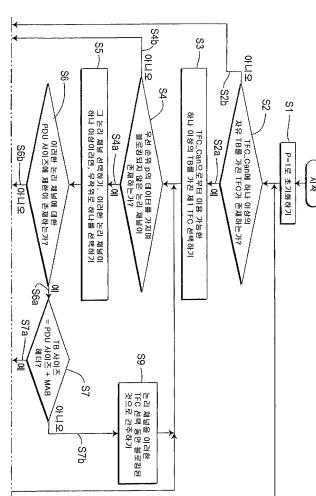
심사관 : 김연호

(54) 모바일 네트워크의 MAC 계층에 의한 데이터 전송스케줄링 방법 및 장치

(57) 요약

본 발명은 무선 통신에서의 TFC(transport format combination) 선택 및 관련 알고리즘들을 위한 방법 및 전략에 관한 것이다. 본 발명의 방법은 데이터 전송을 스케줄링하기 위해 UE 및 RNC 모두의 MAC 계층에 의해 사용되는 절차들을 제공한다. 본 발명의 방법에서는, 타임슬롯에서 최대 전송 전력에 도달될 때마다, 물리 계층이, 최대 전력에 도달된 타임슬롯 번호를 포함하는 통지를 MAC 계층으로 전송할 것이다. 본 발명은 MAC가 각각의 타임슬롯에서 각 TFC에 의해 필요한 전력을 판정할 필요가 없는, 저비용 방법 및 알고리즘을 제공한다.

대표도 - 도1a



(72) 발명자

모브바 새시드하르

미국 뉴욕주 11798 웨틀리 하이츠 75에스 35 스트리트

스테른-베르코비츠 자넷

미국 뉴욕주 11363 리틀 네크 글렌우드 스트리트
41-20

쉐니 게리

미국 뉴욕주 11788 호프포지 데본쉐어 로드 207

테리 스텝튼 이

미국 뉴욕주 11768 노스포트 서밋 애비뉴 15

장 구오동

미국 뉴욕주 11735 파밍데일 메인 스트리트 490아
파트먼트 씨8

특허청구의 범위

청구항 1

적어도 물리 계층 및 MAC(medium access control) 계층을 포함하는 무선 통신 네트워크에서 데이터 전송을 스케줄링하는 방법으로서,

상기 물리 계층은,

타임슬롯에서의 전송 전력을 모니터링하는 단계와;

상기 타임슬롯의 번호와 함께, 최대 전력에 도달되었다는 통지를 상기 MAC 계층으로 전송하는 단계를 구비하고,

상기 MAC 계층은,

최대 전력에 도달한 상기 타임슬롯에 어떤 CCTrCH들(coded composite transport channels)이 코드들을 할당했는지를 판정하는 단계와;

상기 CCTrCH들을 최대 전력에 도달했다고 마킹하는 단계와;

후보 TFC(transport format combination) 세트를 후속의 공통 TTI(transmit time interval) 경계 내에 제한하는 단계를 구비하는 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 2

제1항에 있어서, 상기 제한하는 단계는,

상기 후보 TFC 세트를 제한하기 전에, 주어진 갯수의 연속 프레임들 동안 상기 최대 전송 전력이 발생했다는 것을 검출하는 단계를 더 구비하는 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 3

제2항에 있어서, 상기 연속 프레임들의 수는 바람직하게 3개인 것인 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 4

제1항에 있어서, 상기 MAC 계층은,

상기 제한된 TFC 세트에서의 CCTrCH에 대한 모든 프레임 동작에 응답하여, 후속 프레임에서 요구될 CCTrCH의 완전 TFC 세트에 의해 필요한 전력을 예측하는 단계와;

상기 예측된 전송 전력을 상기 CCTrCH의 모든 타임슬롯들에서 비교하는 단계와;

상기 CCTrCH의 모든 타임슬롯들에서 예측된 전송 전력이, 허용된 최대 UE 전송 전력 미만일 경우, 상기 완전 TFC 세트를 상기 후보 TFC 세트 내에 제공하는 단계를 더 구비하는 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 5

제4항에 있어서, 상기 비교하는 단계는,

상기 완전 TFC 세트를 상기 후보 TFC 세트에 포함시키기 위해, 주어진 갯수의 연속 프레임들 동안 상기 비교하는 단계를 수행하는 단계를 포함하는 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 6

제5항에 있어서, 상기 연속 프레임들의 주어진 갯수는 3개인 것인 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 7

제4항에 있어서, 상기 각 타임슬롯에서의 전송 전력을 예측하는 단계는, 할당된 모든 코드들이 상이한 CCTrCH들로부터 온 것이라 하더라도, 할당된 모든 코드들이 그 타임슬롯에서 사용되고 있다고 가정함으로써 최악의 시나리오를 고려하는 단계를 구비하는 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 8

제7항에 있어서, 각 코드에 대해 사용되는 베타 팩터는 사용 중인 TFC 세트의 모든 TFC들 중에서 상기 CCTrCH의 최고 베타 팩터인 것인 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 9

제1항에 있어서, TFC는,

다른 TFC가 선택된 TFC보다 높은 우선 순위 데이터의 전송을 허용하지 않고,

다른 TFC가 다음으로 낮은 우선 순위 채널들로부터 더 많은 데이터의 전송을 허용하지 않으며,

다른 TFC가 상기 선택된 TFC보다 낮은 비트 속도를 갖지 않도록, 상기 후보 세트로부터 선택되는 것인 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 10

제1항에 있어서, 상기 MAC 계층은 MAC-d(MAC-dedicated channel) 유형인 것인 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 11

제4항에 있어서, 상기 제공하는 단계는,

상기 완전 TFC 세트가 지원될 수 있을 경우에만 상기 완전 TFC 세트를 제공하는 단계를 더 포함하는 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 12

제1항에 있어서, 상기 네트워크는 통신을 위해 TDD(time division duplex) 기술을 이용하는 것인 데이터 전송 스케줄링 방법.

청구항 13

삭제

청구항 14

삭제

청구항 15

적어도 물리 계층 및 MAC(medium access control) 계층을 포함하는 무선 통신 네트워크에서 데이터 전송을 스케줄링하는 장치로서,

상기 물리 계층은,

타임슬롯에서의 전송 전력을 모니터링하는 수단과;

상기 타임슬롯의 번호와 함께, 최대 전력에 도달되었다는 통지를 상기 MAC 계층으로 전송하는 수단을 구비하고,

상기 MAC 계층은,

최대 전력에 도달한 상기 타임슬롯에 어떤 CCTrCH들(coded composite transport channels)이 코드들을 할당했는지를 판정하는 수단과;

상기 CCTrCH들을 최대 전력에 도달했다고 마킹하는 수단과;

후보 TFC(transport format combination) 세트를 후속의 공통 TTI(transmit time interval) 경계 내에 제한하는 수단을 구비하는 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 16

제15항에 있어서, 상기 제한하는 수단은,

주어진 갯수의 연속 프레임들 동안 상기 최대 전송 전력이 발생했다는 것을 검출하는 수단과;

상기 검출하는 수단에 응답하여 상기 후보 TFC 세트를 제한하는 수단을 더 구비하는 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 17

제16항에 있어서, 상기 검출 수단은, 최대 전송 전력이 3개의 연속 프레임들 동안 발생했다는 것을 판정하는 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 18

제15항에 있어서, 상기 MAC 계층은 MAC-d(MAC-dedicated channel) 유형인 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 19

제15항에 있어서, 상기 네트워크는 통신을 위해 TDD(time division duplex) 기술을 이용하는 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 20

제15항에 있어서, 상기 MAC 계층은,

상기 제한된 TFC 세트에서의 CCTrCH에 대한 모든 프레임 동작에 응답하여 후속 프레임에서 CCTrCH의 완전 TFC 세트에 의해 필요한 전력을 예측하는 수단과;

상기 예측된 전송 전력을 상기 CCTrCH의 모든 타임슬롯들에서 비교하는 수단과;

상기 CCTrCH의 모든 타임슬롯들에서 예측된 전송 전력이, 허용된 최대 UE 전송 전력 미만일 경우, 상기 완전 TFC 세트를 상기 후보 TFC 세트 내에 제공하는 수단을 더 구비하는 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 21

제20항에 있어서, 상기 비교하는 수단은,

상기 완전 TFC 세트를 상기 후보 TFC 세트에 포함시키기 위해, 주어진 갯수의 연속 프레임들 동안 상기 비교하는 단계를 수행하는 수단을 구비하는 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 22

제21항에 있어서, 상기 제공하는 수단은, 상기 비교하는 수단이 상기 예측된 전송 전력이 3개의 연속 프레임들 동안 허용된 최대 전력 미만이라는 것을 검출하는 것에 응답하여 상기 완전 TFC 세트를 상기 후보 TFC 세트에 포함시키는 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 23

제20항에 있어서, 상기 각 타임슬롯에서의 전송 전력을 예측하는 수단은,

활당된 모든 코드들이 상이한 CCTrCH들로부터 온 것이라 하더라도, 활당된 모든 코드들이 그 타임슬롯에서 사용되고 있다고 가정함으로써 최악의 시나리오를 고려하는 수단을 구비하는 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 24

제23항에 있어서, 각 코드에 대해 사용되는 베타 팩터는 사용 중인 TFC 세트의 모든 TFC들 중에서 상기 CCTrCH의 최고 베타 팩터인 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 25

제15항에 있어서,

다른 TFC가 선택된 TFC보다 높은 우선 순위 데이터의 전송을 허용하지 않는다는 기준;

다른 TFC가 다음으로 낮은 우선 순위 채널들로부터 더 많은 데이터의 전송을 허용하지 않는다는 기준; 및

다른 TFC가 상기 선택된 TFC보다 낮은 비트 속도를 갖지 않는다는 기준을 이용하여, 상기 후보 TFC 세트로부터 TFC를 선택하는 수단을 더 구비하는 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 26

제20항에 있어서, 상기 제공하는 수단은,

상기 완전 TFC 세트가 지원될 수 있을 경우에만 상기 완전 TFC 세트를 제공하는 수단을 더 구비하는 것인 데이터 전송 스케줄링 장치.

청구항 27

삭제

청구항 28

무선 시스템의 MAC(medium access control) 계층에 의해 완전 TFC(transport format combination) 세트에 대한 전력 요구(needs)를 판정하는데 이용되는 방법으로서,

상기 MAC는,

최소 TFC 세트를 설정하는 단계와;

CCTrCh(coded composite transport channel)의 모든 프레임 동작 후에, 후속 프레임에서 상기 CCTrCh에 대한 완전 TFC 세트에 의해 필요한 전력을 예측하는 단계와;

상기 예측된 전송 전력이 3개의 연속 프레임들 동안 허용된 최대 UE(user equipment) 전송 전력 미만일 경우, 상기 완전 TFC 세트를 후보 TFC 세트에 포함시키는 단계를 구비하는 전력 요구 판정 방법.

청구항 29

제28항에 있어서, 상기 MAC 계층은 MAC-d(MAC-dedicated channel) 유형인 것인 전력 요구 판정 방법.

청구항 30

제28항에 있어서, 상기 최소 TFC 세트는, 상기 예측된 전송 전력이 상기 3개의 연속 프레임들 동안 상기 허용된 최대 UE 전력 이상일 경우에, 상기 MAC에 의해 이용되는 것인 전력 요구 판정 방법.

청구항 31

삭제

청구항 32

RNC(radio network controller)의 MAC-c(medium access control-common channel)에 의해 TFC(transport format combination)를 선택하는데 사용되는 방법으로서,

TFC가 선택될 수 있는 후보들의 세트를 생성하는 단계를 구비하고,

상기 단계에 의해, 상기 후보 세트 내의 각각의 TFC는,

TFC 세트(TFC set, TFCS)에 속하고,

주어진 TTI(transit time interval)와 호환 가능함으로써, TrCH(transport channel)의 TF(transport format)가 상기 TrCH의 상기 TTI 중간에서 변화할 수 없으며,

RLC(radio link control)의 구성과 호환 가능한 것인 TFC 선택 방법.

청구항 33

제32항에 있어서, 상기 후보 세트의 다른 후보들보다 더 많은 최고 우선 순위 데이터를 가진 TFC를 상기 후보 세트로부터 선택한다는 제1 기준을 충족시키는 TFC를 선택하는 단계를 더 구비하는 TFC 선택 방법.

청구항 34

제32항에 있어서, 2 이상의 후보들이 상기 제1 기준을 충족시킬 경우,

상기 2 이상의 후보들로부터, 다음으로 낮은 우선 순위의 논리 채널에서 더 많은 데이터의 전송을 허용하는 TFC를 선택한다는 제2 기준을 제공하는 단계를 구비하는 TFC 선택 방법.

청구항 35

제34항에 있어서, 상기 제2 기준은 나머지 우선 순위 레벨들에 대해 재귀적으로(recursively) 이용되는 것인 TFC 선택 방법.

청구항 36

제34항에 있어서, 2 이상의 TFC들이 상기 제2 기준을 충족시킬 경우,

상기 제2 기준을 충족시키는 상기 2 이상의 TFC들로부터, 상기 제2 기준을 충족시키는 나머지 TFC들보다 더 낮은 비트 속도를 가진 TFC를 선택한다는 제3 기준을 제공하는 단계를 구비하는 TFC 선택 방법.

청구항 37

제36항에 있어서, 상기 후보 세트의 2 이상의 TFC들이 상기 제3 기준을 충족시킬 경우,

상기 2 이상의 후보들 중 하나를 무작위로 선택하는 단계를 구비하는 TFC 선택 방법.

청구항 38

제36항에 있어서, MAC-d(medium access control-dedicated) 채널들의 수신 데이터에 대해 FIFO(first-in first out)를 고려하는 TFC가 선택되는 것인 TFC 선택 방법.

청구항 39

제32항에 있어서, 상기 RNC는 MAC-c(medium access control-common channel) 절차를 이용하고, 상기 RNC는 MAC-d(MAC-dedicated channel)로부터 수신된 데이터를 베퍼링하는 것인 TFC 선택 방법.

청구항 40

제39항에 있어서, 각각의 UE에 대해 하나의 큐(queue)가 제공되는 것인 TFC 선택 방법.

청구항 41

제39항에 있어서, 모든 UE들에 대해 하나의 큐가 제공되는 것인 TFC 선택 방법.

청구항 42

제39 항에 있어서, 각각의 우선 순위에 대해 하나의 큐가 제공되는 것인 TFC 선택 방법.

청구항 43

MAC-c(medium access control-common channel)에 의해 사용되는 블로킹 방법으로서,

논리 채널로부터의 데이터가 주어진 길이 t의 TTI(transit time interval)를 가진 전송 채널을 통해 전송될 경우, 상기 논리 채널로부터의 데이터가 상기 주어진 길이 t 기간 동안 다른 전송 채널들을 통해 전송되는 것이 금지되도록, CCCH(coded composite channel)로 매핑된 임의의 FACH들(forward access channels)상의 데이터를 스케줄링하는 단계를 구비하는 블로킹 방법.

청구항 44

삭제

청구항 45

삭제

청구항 46

삭제

청구항 47

관련 FACH(forward access channel) 우선 순위를 가진 주어진 논리 채널에 대해 SDU들(service data units)의 사이즈를 선택하는 방법으로서,

SDU ≠ BO × N이라면, 소정의 오버헤드 패딩을 요구하도록, 베퍼 점유율(B0) 값 및 상기 관련 FACH 우선 순위에 대해 이용 가능한 크레딧 수(N)의 함수로서 SDU 사이즈를 선택하는 단계를 포함하고,

패딩을 최소화하기보다는 주어진 BO에 대한 크레딧 수의 최소화를 선호하는 SDU 사이즈가 선택되도록 함으로써 차후 사용에 있어서 더 많은 크레딧들이 이용 가능하도록 하는 것인 SDU 사이즈 선택 방법.

청구항 48

삭제

청구항 49

삭제

청구항 50

삭제

청구항 51

삭제

청구항 52

삭제

청구항 53

삭제

청구항 54

삭제

청구항 55

삭제

청구항 56

삭제

청구항 57

삭제

청구항 58

패딩 호환성을 판정하기 위해 RLC(radio link control)에 의해 이용되는 방법으로서,

세그멘트화(segmentation)를 허용하는 논리 채널의 경우, $n = \text{SDU}(\text{service data unit}) \text{ 사이즈}/\text{TB}(\text{transport block}) \text{ 사이즈}$ 로서 n 을 계산하도록, 전송 채널로 매핑된 논리 채널에 대한 PDU들(protocol data units)의 수를 판정하는 단계와,

n이 정수라면, PDU들의 수 = n으로 설정하는 단계를 포함하는 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 59

제58항에 있어서, n이 정수가 아닐 경우, 상기 PDU들의 수를 0으로 설정하는 단계를 더 구비하는 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 60

제58항에 있어서, 주어진 전송 채널에 대한 PDU들의 수는, 상기 주어진 전송 채널로 매핑된 각각의 논리 채널에 대한 PDU들의 수를 합함으로써 판정되는 것인 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 61

제58항에 있어서, 상기 RLC는,

주어진 전송 채널에 대한 PDU들의 수가 적어도 주어진 전송 포맷의 TB들의 수와 동일할 경우, 패딩 PDU들에 의해 지원되는 TFC(transport format combination)를 선택하는 단계를 더 구비하는 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 62

패딩 호환성을 판정하기 위해 RLC(radio link control)에 의해 이용되는 방법으로서,

세그멘트화가 허용되지 않는 논리 채널이며, SDU(service data unit) 사이즈가 TB(transport block) 사이즈와 동일한 경우라면, 전송에 이용될 수 있는 상기 논리 채널에서의 SDU들의 총 수와 동일한 PDU들의 수를 선택하도록, 전송 채널로 매핑된 논리 채널에 대한 PDU들(protocol data units)의 수를 판정하는 단계를 포함하는 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 63

제62항에 있어서, 상기 SDU 사이즈가 상기 TB 사이즈와 동일하지 않을 경우, PDU들의 수는 0으로 설정되는 것인 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 64

제62항에 있어서, 주어진 전송 채널에 대한 PDU들의 수는, 상기 주어진 전송 채널로 매핑된 각각의 논리 채널에 대한 PDU들의 수를 합함으로써 판정되는 것인 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 65

제60항에 있어서, 상기 RLC는,

주어진 전송 채널에 대한 PDU들의 수가 적어도 주어진 전송 포맷의 TB들의 수와 동일할 경우, 패딩 PDU들에 의해 지원되는 TFC(transport format combination)를 선택하는 단계를 더 구비하는 패딩 호환성 판정 방법.

청구항 66

삭제

청구항 67

삭제

청구항 68

삭제

명세서

기술분야

본 발명은 일반적으로 데이터 전송을 스케줄링하기 위해 MAC(medium access control) 계층에 의해 사용되는 절

차들에 관한 것이다. 보다 구체적으로, 본 발명은 UMTS(universal mobile telecommunications system) 네트워크에서의 데이터 전송을 위한 방법 및 알고리즘에 관한 것이다.

배경 기술

- <2> 3GPP UMTS(third generation partnership project universal mobile telecommunications system)에서는, UE(user equipment) 및 RNC(Radio Network Controller)의 MAC 계층이 업링크 및 다운링크에서의 데이터 전송의 스케줄링을 각각 책임진다. 전송 채널들이 MAC 계층과 물리 계층간의 인터페이스를 형성한다. 물리 계층에서는, 한 세트의 전송 채널들이 조합되어 CCTrCH(Coded Composite Transport Channel)을 형성한다.
- <3> 각각의 CCTrCH에 대해 TFCS(Transport Format Combination Set)가 정의된다. 각각의 TFC(Transport Format Combination)는 CCTrCH의 전송 채널 각각에 대한 TF(Transport Format)를 정의한다. TF는 TTI(Transmission Time Interval)(ms 단위임), TB(Transport Block) 사이즈(비트 단위임), 및 TBS(Transport Block Set) 사이즈(블록 수 단위임)를 설정하는 것에 의해 전송 채널의 데이터 속도를 정의한다.
- <4> TB는 MAC 계층과 물리 계층 사이에서 교환되는 기본 단위이다. TBS는 물리 계층과 MAC 계층 사이에서 동시에 동일한 전송 채널을 사용해서 교환되는 TB들의 세트로서 정의된다. TTI는 TBS들의 도달간 시간(inter-arrival time)으로 정의된다. TTI는 TBS가 MAC로부터 물리 계층으로 전송된 다음 물리 계층에 의해 라디오 인터페이스로 전송되는 주기성과 동일하다.
- <5> MAC는 RLC(radio link control) 계층으로부터 데이터를 취한다. MAC 계층과 RLC 계층간의 인터페이스는 논리 채널들 또는 RB들(radio bearers)에 의해 형성된다. 각각의 전송 채널은 하나보다 많은 수의 RB를 전달할 수 있다. RLC는 각각의 RB를 위한 버퍼를 보유하는데, 각각의 버퍼는 RLC SDU들(service data units)의 세트를 포함한다. 전부는 아니지만 일부의 RLC 구성들은 SDU들이 PDU들(protocol data units)로 분할되는 것을 허용하고, 일부는 SDU들이 결합되어 PDU들을 구축하는 것을 허용하며, 일부는 패딩 PDU들의 사용을 허용한다. MAC 계층에서는, MAC 헤더가 PDU에 추가되어 TB를 형성할 수 있다.
- <6> MAC 계층은 소정 TTI를 위한 PDU 사이즈를 선택하고 RLC 계층으로부터 이러한 PDU들을 요청한다. 다음에, RLC는 MAC 요청을 충족시키기 위해 SDU들을 분할 및/또는 결합한다. 다음으로, MAC는 TB들을 구축하고, TB들을 무선을 통해 후속 TTI로 전송되도록 하기 위해 물리 계층으로 전송한다.
- <7> UE 측에는, TFC 선택을 수행하기 위해, UE에 의해 준수되어야 하는 몇 가지 표준 요구 사항들이 존재한다. 이들 요구 사항들은 다음에서 요약된다.
- <8> MAC가 각 타임슬롯의 TFC 각각에 의해 필요한 전력을 판정해야 할 필요가 없는, TFC 선택을 위한 방법을 제공하는 것이 바람직하다.

발명의 상세한 설명

- <9> 본 발명은, MAC가 각 타임슬롯의 TFC 각각에 의해 필요한 전력을 판정해야 할 필요가 없는, TFC 선택을 위한 방법 및 알고리즘을 제공한다. 다음의 설명은 데이터 전송을 스케줄링하기 위한 MAC 절차를 기술하는데, 이러한 스케줄링은 사용될 TFC의 선택 및 서비스될 RB들의 선택을 수반할 수 있다.
- <10> UMTS(universal mobile telecommunication service)-TDD(time division duplex) 네트워크의 UE 측 및 S-RNC(Serving-RNC) 측 모두가 논의된다. 특히, TFC 선택 및 관련 알고리즘들을 위한 전략들이 제시된다.
- <11> TFC를 선택하기 전에, 한 세트의 유효 TFC들이 구축되어야 한다. 이런 세트를 후보 세트라고 한다. 후보 세트의 모든 TFC들은 일반적으로 다음의 6개 규칙들: 1) TFCS에 속할 것; 2) TTI에서 전송될 수 있는 것보다 많은 비트들을 전달하지 않을 것; 3) TTI 호환성을 고려할 것(즉, TrCH의 TF는 TrCH의 TTI 중간에 변할 수 없다); 4) 후술하는 바와 같은, 블로킹 상태가 아닐 것; 5) RLC 구성과 호환 가능할 것; 그리고 6) RLC에 패딩 PDU들을 발생시킬 것을 요청하지 않을 것을 충족시켜야 한다. TFCS의 모든 TFC들이 패딩 PDU들을 필요로 한다면, 마지막 요구 사항은 무시될 수 있다. 본 발명은 마지막 3개의 요구 사항들에 대한 솔루션들을 제공한다.
- <12> 블로킹 기준은 다음과 같이 정의된다.
- <13> 상호 배타적인 타임슬롯 할당들을 가진 단일 CCTrCH 또는 다수 CCTrCH들의 경우, 3개의 연속적인 프레임들에 대해, 추정 UE 전송 전력이 각 프레임의 CCTrCH와 관련된 하나 이상의 타임슬롯에 대한 최대 UE 전송기 전력보다 크면, UE는 CCTrCH의 소정의 TFC에 대한 블로킹 기준이 충족될 것으로 간주한다.

- <14> 상호 배타적이지 않은 타임슬롯 할당들을 갖지 않은 다수의 CCTrCH들의 경우, 3개의 연속적인 프레임들을 위한 소정의 CCTrCH에 대해, 추정 UE 전송 전력이 각 프레임의 CCTrCH와 관련된 하나 이상의 타임슬롯에 대한 최대 UE 전송기 전력보다 클 경우, 소정의 TFC의 사용으로 인해 추정 UE 전송 전력이 계속해서 CCTrCH와 관련된 하나 이상의 타임 슬롯에서의 최대 UE 전송기 전력보다 커지게 될 거라면, UE는 이러한 TFC에 대한 블로킹 기준이 충족될 것으로 간주한다.
- <15> 언블로킹 기준(unblocking criterion)과 관련하여, (블로킹되었던) 소정의 TFC의 사용으로 인해 추정 UE 전송 전력이 최소한 3개의 연속 프레임들 동안 TFC와 관련된 모든 업링크(UL) 타임슬롯들에 대한 최대 UE 전송기 전력보다 커지지 않을 때까지, UE는 이러한 TFC에 대한 언블로킹 기준이 충족될 것으로 간주해서는 안된다. 상기 연속 프레임들의 수는, 본 발명의 정신 및 범위를 벗어나지 않으면서, 3보다 커거나 작아질 수 있다. 예를 들어, 연속 프레임들의 수는 3 개의 연속 프레임들이 바람직하지만, 2 또는 4 또는 그 이상만큼 적을 수 있다. 이것은 UE들 및 S-RNC들에 대한 상호 비-배타적인 타임슬롯 구성들의 경우에도 마찬가지이다.
- <16> MAC는 MAC-c 및 MAC-d로 분리된다. MAC-c는 공통 채널들을 담당하고 MAC-d는 전용 채널들을 담당한다. UE 측에서는, 공통 채널을 위해 정의된 단일 TFC가 존재하므로, TFC 선택이 UE MAC-c에 적용되지 않는다. RNC 측에서는, TFC 선택이 MAC-c 및 MAC-d에서 수행된다.
- <17> RLC 구성은 TFC 선택 동안 중요한 역할을 한다. 전송에 이용 가능한 데이터량에 따라 TFCS의 일부 TFC들은 RLC 구성을 따르지 않을 수도 있다.
- <18> 패딩 호환성(즉, 패딩 PDU들에 대한 필요)은 RLC 구성의 쟁점이다. 패딩 호환성을 점검하기 위해서는, TFC가 패딩 PDU들을 제공할 수 없는 논리 채널들[즉, RLC-TM(transparent mode)의 논리 채널들]만을 전달하는 전송 채널로부터 패딩 PDU들을 요구하는지를 점검해야 한다. 그렇다면, TFC는 RLC 구성과 호환될 수 없으며 무효인 것으로 간주된다.
- <19> RLC 구성과 관련된 다른 요구 사항들이 존재한다는 것에 주의해야 한다. 그러나, 본 발명에서는, 이러한 요구 사항들이 TFC 선택 절차 자체 동안에 점검된다. TFC 선택 절차는 높은 우선 순위 데이터의 처리율을 최대화하기 때문에, TFC 선택 절차는, 매 전송 채널마다 아니라, 논리 채널 우선 순위의 순서로 수행된다. 따라서, 패딩 호환성 요구 사항이 충족되지 않으면, 유효한 TFC를 획득하기 위해 (선택된 TFC 없이) 전체 절차가 반복될 것이다. 이것이, TFC 선택을 수행하기 전에 패딩 호환성을 점검하여, TFC 후보 세트를 감소시키는 이유이다.
- <20> 패딩 PDU 호환성을 위한 점검은, 전송 채널로 매핑된 논리 채널들의 버퍼 점유율(buffer occupancy) 및 전송 채널에 대한 TF에 기초해서 모든 TFC에 대해 수행되는 것이 바람직하다. 패딩 PDU 호환성에 대한 점검은 투명 모드(RLC-TM)를 위해 구성된 논리 채널들에서만 수행된다.
- <21> TF는 TB들의 수 및 필요한 TB 사이즈를 판정한다. 제1 단계는, 전송 채널의 모든 논리 채널들에 의해 얼마나 많은 PDU들이 생성될 수 있는지를 판정하는 것이다. 이러한 판정은 TB 사이즈 및 각각의 논리 채널에서 분할이 허용되는지의 여부를 고려해야 하며, 다음의 단계들을 구비한다:
- <22> a. 논리 채널에서 분할이 허용된다면, 다음과 같이 n을 계산하고:
- <23> $n = SDUsize/TBsize,$
- <24> n이 (PDU들의 수에 PDU 사이즈가 곱해진 것이 SDU 사이즈와 동일하다는 것을 의미하는) 정수(integral number) 인지를 점검한다.
- <25> i. 예라면, 논리 채널에 대한 PDU들의 수는 n과 동일하고,
- <26> ii. 아니오라면, 논리 채널에 대한 PDU들의 수는 0이다.
- <27> b. 분할이 허용되지 않으면, SDU 사이즈가 TB 사이즈와 동일한지를 점검한다.
- <28> i. 예라면, 논리 채널에 대한 PDU들의 수는 전송에 이용될 수 있는, 논리 채널에서의 SDU들의 총 수와 동일하고,
- <29> ii. 아니오라면, 논리 채널에 대한 PDU들의 수는 0이다.
- <30> 전송 채널에 대한 PDU들의 수는 전송 채널로 매핑된 각각의 논리 채널에 대한 PDU들의 수를 합산하는 것에 의해 판정된다.

- <31> 전송 채널에 대한 PDU들의 수가 TF에서의 TB들의 수 이상이라면, 패딩 PDU들의 관점에서 TFC가 지원될 수 있다.
- <32> 이하에서는, 표준들에서 제안되고 본 발명에서 사용되는 최소 TFC 세트의 개념이 설명된다. 최소 TFC 세트는, 전송될 데이터를 가진 최고 우선 순위 전송 채널의 하나의 TB에 대한 전송을 허용하는 세트이다. 최소 TFC 세트는, 하나의 전송 채널에 대해서는 "최소 사이즈의 호환 가능한 TF"를 갖고 다른 모든 전송 채널들에 대해서는 공백 TF들을 갖는 모든 TFC들을 포함하는데, 이 경우, "최소 사이즈의 호환 가능한 TF"는 다음과 같이 정의된다.
- <33> AM-RLC(acknowledge mode-RLC) 논리 채널들의 경우, "최소 사이즈의 호환 가능한 TF"는, "RLC Size"가 RLC PDU 사이즈와 동일한 하나의 TB를 가진 TF이다.
- <34> 비-분할(non-segmented) TM(Transparent Mode)-RLC 논리 채널들의 경우, "최소 사이즈의 호환 가능한 TF"는, "RLC 사이즈"가, 고려된 RLC SDU 사이즈와 동일한 하나의 전송 블록을 가진 TF이다.
- <35> 분할 모드 TM-RLC의 경우, "최소 사이즈의 호환 가능한 TF"는, "RLC 사이즈"가 곱해진 전송 블록들의 수가, 고려된 RLC SDU 사이즈와 동일한 TF이다.
- <36> UM(Unacknowledge Mode)-RLC의 경우, "최소 사이즈의 호환 가능한 TF"는 (UM을 위한 PDU 사이즈의 제한은 없으므로, 임의 사이즈의) 단일 전송 블록을 가진 TF이다. 정의된 단일 전송 블록을 가진 TF들이 하나 이상이라면, "최소 사이즈의 호환 가능한 TF"는 최소 전송 블록 사이즈를 가진 TF이다.
- <37> 본 발명에서는, 타임슬롯에서 최대 전송 전력에 도달될 때마다, 물리 계층은 타임슬롯 번호와 함께 최대 전력에 도달되었다는 통지를 MAC 계층으로 전송한다.
- <38> MAC가 물리 계층으로부터 타임슬롯에서 최대 전송 전력에 도달했다는 통지를 수신할 때마다, MAC는, 어떤 CCTrCH들이 최대 전력에 도달된 타임슬롯에 코드들을 할당했는지를 판정하고 이러한 CCTrCH들을 도달된 최대 전력을 갖는 것으로 마킹한다. CCTrCH가 최대 전력에 도달할 때, MAC는, 그것을 "강하(stepping down)"해야 하는지의 여부를 점검할 것이다:
- <39> 강하: CCTrCH가 3개의 연속 프레임들 동안 최대 전송 전력에 도달할 때마다, MAC는 후보 TFC 세트를 후속의 공통 TTI 경계(CCTrCH의 모든 전송 채널들에 대한 공통 TTI)에서 최소 TFC 세트로 제한할 것이다.
- <40> MAC가 "강하"한 후, MAC는 "상승(stepping up)"하기 위한 복구 기준들을 고려할 것이다.
- <41> 상승을 위해, 최소 TFC 세트에서의 CCTrCH의 모든 프레임 동작 후에, MAC는 후속 프레임의 CCTrCH에 대한 완전 TFC 세트에 의해 필요한 전력을 예측할 것이다. CCTrCH의 모든 타임슬롯들에서 예측된 전송 전력이 3개의 연속 프레임들에 대해 허용된 최대 UE 전송 전력 미만이라면, 완전 TFC 세트는 후보 TFC 세트에 포함될 수 있다. 그렇지 않다면, 최소 TFC 세트가 사용될 것이다.
- <42> 즉, MAC는 (전력 관점에서의) 완전 세트 또는 최소 세트를 허용할 것이다. 이것이, MAC가 각 타임슬롯의 TFC의 각각에 의해 필요한 전력을 판정할 필요를 방지하는 저비용 솔루션이다.
- <43> 전력 예측과 관련하여, 완전 세트가 지원될 수 있는지를 점검하기 위해서는, 최대 전송 전력을 요구하는 TFC가 지원될 수 있는지를 판정하기만 하면 된다. 그러나, TDD 시스템에서 사용되는 속도 매칭 및 평처링(rate matching and puncturing)으로 인해, 최대 전송 전력을 요구하는 TFC가 각각의 타임슬롯에 대해 상이할 수 있다 (즉, 각각의 타임슬롯은 최대 전송 전력을 요구하는 TFC와 관련되어 있다). 이러한 문제에 대한 한가지 솔루션은, MAC가, 타임슬롯들 및 코드들을 "채우기"위해 물리 계층에 의해 사용되는 절차를 알고 있다는 것이다. 전송 전력은 베타(β) 팩터들 및 타임슬롯의 TFC에 의해 사용되는 코드 수의 함수이고, 각각의 TFC는 상이한 베타 팩터 및 상이한 데이터 속도(및 그에 따라 사용되는 상이한 코드 수)를 가질 수 있으므로, 각각의 타임슬롯에 의해 필요한 전력은 사용 중인 TFC에 의존할 것이다.
- <44> 여기에서는, (모든 코드들이 상이한 CCTrCH들로부터 기인하는 것이라 하더라도) 할당된 모든 코드들이 타임슬롯에서 사용되는 중이며, TFCS의 모든 TFC들 중에서 최고의 베타 팩터가 사용되는 중이라고 가정하는 것에 의해, 최악의 시나리오를 고려함으로써, MAC가 CCTrCH의 타임슬롯의 각각에서의 전송 전력을 예측하는 솔루션이 제시된다.
- <45> 상이한 CCTrCH들로부터의 코드들이 타임슬롯에 존재한다면, 각각의 코드에 대해 상이한 베타 팩터들이 사용될 것이다(각 코드는 관련된 CCTrCH의 최고 베타 팩터를 사용할 것이다).

- <46> 상기 기술은, MAC가, 어떤 TFC가 각 타임슬롯에서 최고 전력을 요구하는지를 판정할 필요를 방지하는 저비용 솔루션을 제공한다.
- <47> PDU들의 패딩과 관련하여, 상기한 바와 같이, 패딩 PDU들에 대한 요구 사항은, 패딩 PDU들을 요구하지 않는 TFC들 중에서 이용 가능한 TFC가 없을 경우에만, 준수되어야 한다. 다시 말해, 후보 TFC 세트에 패딩 PDU들을 요구하지 않는 이용 가능한 TFC들이 존재한다면, 패딩을 요구하는 TFC를 선택하는 대신에, 그들 중 하나가 선택되어야 한다. 패딩을 요구하는 모든 TFC들에 대해, 패딩 호환성을 위해 RLC 구성 요구 사항들이 점검될 때, 패딩 PDU들을 생성할 수 없는 논리 채널들(즉, RLC-TM 논리 채널들)로부터의 PDU들은 후보 TFC 세트로부터 제거된다는 것에 주의해야 한다. 패딩 PDU들을 요구하며 후보 TFC 세트에 속하는 TFC들은 패딩을 생성할 수 있는 논리 채널들로부터의 패딩 PDU들을 요구한다. 소정의 TFC에 대해 패딩 PDU들이 필요한지의 여부는 RLC 버퍼 점유율(전송될 데이터량)에 의존한다. 패딩 PDU들을 요구하지 않는 TFC들만을 가진 세트를 생성하기 위해서는, 모든 TFC들이 모든 TTI에서 테스트되어야 한다. 그러나, 이것은 값비싼 솔루션이다.
- <48> 여기에서는, 다음에서 설명되는 바와 같이, TFC 선택 알고리즘을 수행하는 동안, 패딩 PDU들을 요구하지 않는 TFC들이 존재하는지를 판정하는 것이 제안된다. 따라서, 전술한 5개 요구 사항들을 충족시키는 모든 TFC들은 후보 TFC 세트의 일부가 될 것이고, 각각의 TFC 선택 반복에서, 가능할 때마다, 패딩 PDU들에 관한 요구 사항이 충족될 것이다.
- <49> 선택되는 TFC는 후보 세트로부터 선택되어야 하고 다음 기준들을 (그들이 열거되어 있는 순서로) 충족시켜야 한다:
- a) 다른 TFC가 선택된 TFC보다 높은 우선 순위 데이터의 전송을 허용하지 않을 것;
 - b) 다른 TFC가 후속의 낮은 우선 순위 채널들로부터 더 많은 데이터의 전송을 허용하지 않을 것; 그리고
 - c) 다른 TFC가 선택된 TFC보다 낮은 비트 속도를 갖지 않을 것.
- 실시예**
- <56> 다음의 실시예들에 대한 설명에서, 각각의 논리 채널은 관련된 MLP(MAC Logical Channel Priority)를 가진다. MLP는 논리 채널의 우선 순위를 판정한다. 다음 문단에 설명되어 있는 규칙들은 MLP들에 기초한다.
- <57> 따라서, 제1 요점은, 알고리즘이, 매 전송 채널마다 대비되도록, (최고 우선 순위의 논리 채널들을 먼저 서빙하고자 하면서) 매 논리 채널 우선 순위마다 반복된다는 점이다.
- <58> TFC 선택을 수행할 때의 일 솔루션은, (최고 우선 순위로부터 시작해서) 각각의 TFC가 각 우선 순위의 얼마나 많은 데이터를 전달할 수 있는지를 판정한 다음, 요구 사항들에 기초해서 (높은 우선 데이터의 처리율을 최대화하는) 하나를 선택하는 것이다. 그러나, 이것은 후보 세트의 모든 TFC들을 살펴야 한다.
- <59> 여기에서는, 각각의 TFC가 전달할 수 있는 최고 우선 순위의 데이터량을 식별한 다음, 낮은 처리율을 제공하는 것들을 후보 세트로부터 제거하는 솔루션이 제시된다. (다음으로 높은 우선 순위 데이터에 대한) 다음 반복에서는, 새로운 세트만이 고려된다.
- <60> 그러나, 패딩 PDU들에 대해 전술한 "후보 세트" 요구 사항을 여전히 충족시켜야 한다. 전체 절차를 완결하기 전에 세트로부터 TFC들을 삭제할 경우, 최종적으로 선택된 TFC가 패딩 PDU들을 요구할 수 있고, 패딩을 요구하지 않는 TFC가 발견될 때까지(그리고 이러한 TFC가 발견되지 않으면, 선택된 제1 TFC가 사용될 것이다), 소정의 TFC 없이 전체 절차가 반복되어야 할 것이다.
- <61> 여기에서 제안된 솔루션은, 패딩을 요구하지 않는 하나 이상의 TFC가 후보 세트에 남는다는 것을 보장한다. 전술한 바와 같이, 소정 후보 세트들은 이러한 TFC를 갖지 않을 수도 있는데, 이런 경우, 전술한 "후보 세트" 요구 사항은 충족될 필요가 없다.
- <62> 따라서, 처리율을 최대화하지 않는 TFC들을 후보 세트로부터 삭제한 후, 후보 세트가 "채워진"(즉, 모든 전송 블록들이 사용 중인) 하나 이상의 TFC를 포함하지 않으면, (처리율을 최대화하지는 않지만) 패딩을 요구하지 않는 TFC가 후보 세트에 다시 추가된다(패딩 요구 사항이 처리율 요구 사항보다 강하다는 것에 주의한다). 후보 세트에 추가될 수 있는 TFC들이 많다면, 최고 우선 순위 데이터의 처리율을 최대화하는 TFC가 선택된다. 패딩을 요구하지 않는 하나 이상의 TFC가 최고 우선 순위의 데이터에 대해 동일한 처리율을 가진다면, 다음으로 높은 우선 순위 데이터의 처리율을 최대화하는 TFC가 선택된다. 이 규칙은 모든 우선 순위 레벨들에 대해 반복적

으로 적용되어야 한다.

<63> 다음은 MAC-d TFC 선택 절차의 구현에 대한 일례이다. 본 발명은 이 예보다 광범위하다는 것에 주의해야 하며, 본 예가 본 발명을 한정하는 것으로 간주되어서는 안된다.

<64> 이것은 다음의 알고리즘으로 사용된다:

<65> 우선 순위 p의 논리 채널들로부터의 SDU들이 우선 순위 p의 데이터로 간주된다.

<66> 후보 TFC 세트를 TFC_Can이라고 한다.

<67> 0보다 큰 베퍼 점유율을 가진 논리 채널들만이 TFC 선택을 위해 고려될 것이다.

<68> 알고리즘은, TFC 세트가 유효한 TFC들(0보다 큰 데이터 속도의 TFC들)을 가질 경우에만 실행되어야 한다.

<69> (도 2에 나타낸) 다음 알고리즘은 MAC-d TFC 선택을 위해 수행된다.

<70> 후보 세트들을 획득하기 위한 단계들(S1 내지 S3)을 수행한 후(단계 S1은 UE들에 의해서만 수행됨), 루틴은 다음과 같이 진행된다:

<71> S4: $p = 1$ 로 초기화하기.

<72> S5: 하나 이상의 이용 가능한 TB를 가진 하나 이상의 TFC가 TFC_Can(후보 TFC 세트)에 존재하는지를 점검하기.

<73> a. 예라면, S5a, 단계 S6으로 진행하기.

<74> b. 아니오라면, S5b, 단계 S25(모든 TFC들이 채워짐, 하나 선택하기)로 진행하기.

<75> S6: TFC_Can(후보 TFC 세트)으로부터 하나 이상의 이용 가능한 TB를 가진 제1 TFC 선택하기.

<76> S7: 논리 채널이 전송될 이용 가능한 PDU들을 가지며, 논리 채널이 이러한 TFC에 대해 블로킹되지 않으며, 그러한 논리 채널로 매핑된 전송 채널이 이용 가능한 TB들을 갖는, 우선 순위 p의 논리 채널이 존재하는지를 점검하기.

<77> a. 예라면, S7a, S9로 진행해서 그러한 논리 채널 선택하기. 그러한 논리 채널이 하나 이상이라면, 하나를 무작위로 선택하기. 그 다음, 단계 S10으로 진행하기.

<78> b. 아니오라면, S7b, 단계 S16으로 진행하기(우선 순위 p의 데이터가 더 이상 존재하지 않음).

<79> S10 : 선택된 논리 채널에 대한 PDU 사이즈들에 제한이 존재하는지를 점검하기.

<80> a. 예라면, S10a, 단계 S11로 진행하여 전송 채널의 TB 사이즈가 PDU 사이즈 + MAC 헤더와 동일한지를 점검하기.

<81> i. 예라면, S11a:

<82> 1. S13으로 진행하여 전송 채널에서 최대한 많은 이용 가능한 TB들을 채우기 위해 이러한 논리 채널로부터 PDU를 선택하기.

<83> 2. 논리 채널 정보를 다음과 같이 업데이트하기:

<84> a. (이미 서빙 중인)논리 채널이 TFC 선택을 위해 블로킹된다.

<85> 3. S14로 진행하여, TB 정보를 다음과 같이 업데이트하기:

<86> a. 사용된 TB들은 이러한 TFC 선택을 위해 더 이상 유효하지 않음.

<87> 4. 단계 S14로 진행하기.

<88> ii. 아니오라면, S11b,

<89> 1. 논리 채널이 (PDU들이 TFC에 적합하지 않은) 이러한 TFC를 위해 블로킹된 것으로 간주되는 S8로 진행하기.

<90> 2. 그 다음, 단계 S7로 복귀하기.

<91> b. 아니오라면, S10b,

- <92> i. S12로 진행하여 이러한 논리 채널로부터의 비트들로 그러한 전송 채널의 최대한 많은 TB들을 채우기.
- <93> ii. S14에서, TB 정보를 다음과 같이 업데이트하기:
- <94> 1. 사용된 TB들은 이러한 TFC 선택에 더이상 유효하지 않음
 - <95> iii. 이러한 논리 채널은 이러한 TFC 선택을 위해 블로킹된 것으로 간주됨(논리 채널은 이미 서빙 중임).
 - <96> iv. 단계 S15로 진행하기.
- <97> S15에서, 이러한 TFC의 모든 TB들이 채워졌는지를 점검하기.
- <98> a. 예라면, S15a, 단계 S16으로 진행하기(이러한 TFC에는 더 이상의 공간이 없음).
- <99> b. 아니오라면, S15b, 단계 S7로 복귀하기.
- <100> S16에서, 이러한 TFC에 대한 우선 순위 p 데이터의 총 최적 처리율을, 다음과 같이, 계산하기:
- <101> $Num_Bits(p, i, j)$ 는 TFC j 를 사용할 경우 DCH i 를 통해 전송될 수 있는 우선 순위 p 데이터의 비트 수(즉, 적용 가능한 임의의 RLC 및/또는 MAC 헤더 및/또는 패딩 비트들을 포함하는, 전송 중인 TB들의 수 × TB 사이즈)를 지시한다.
- <102> DCH i 의 정규화된 처리율은 다음의 수학식 1과 같이 계산된다:

수학식 1

$$Throughput(p, i, j) = Num_Bits(p, i, j) \cdot \frac{10ms}{TTILength(i, j)}$$

여기서, $TTI\ Length(i, j)$ 는 소정 TFC j 의 TrCH i 에 대한 TF의 TTI 길이이다.

<105> CCTrCH에 대한 우선 순위 p 데이터의 총 최적 처리율은 이러한 우선 순위 데이터에 대한 모든 DCH의 정규화된 처리율의 합이다.

$$Total_Throughput(p, j) = \sum_i Throughput(p, i, j)$$

<106> S17에서는, TFC_Can에 더 많은 TFC들이 존재하는지를 점검하기.

<108> a. 예라면, S17a, 후속 TFC를 선택해서 단계 S7로 복귀하기.

<109> b. 아니오라면, S17b, (모든 TFC들이 점검됨), 단계 S18로 진행하기.

<110> S18에서는, TFC_Can의 모든 TFC들 중에, 다음의 수학식 2와 같이, 우선 순위 p에 대해 최고의 "총 최적 처리율"을 제공하는 하나 이상의 TFC, 즉, TFC k가 존재하는지를 점검하기.

수학식 2

$$k = \underset{j}{argmax} \{ Total_Throughput(p, j) \}$$

<112> TFC_Can으로부터 TFC k 중 하나보다 작은 처리율을 제공하는 모든 TFC들은 삭제(즉, "파기")하기. 그 다음, 단계 S19로 진행하기.

<113> S19에서는, TFC_Can에 모든 TB들이 채워진 하나 이상의 TFC가 존재하는지를 점검하기.

<114> a. 아니오라면, S19a, S20으로 진행하여 TFC_Can에 속하지 않지만 모든 TB들이 채워진 하나 이상의 TFC 가 존재하는지를 점검하기.

- <115> i. 예라면, S20a:
- <116> 1. S21로 진행하여, TFC_NoPad(패딩을 요구하지 않는 TFC들)라는, 그러한 TFC들 모두를 가진 세트를 생성하기.
- <117> 2. TFC_NoPad의 모든 TFC들 중에서, 우선 순위 p 데이터에 대해 최고의 "총 최적 처리율"을 제공하는 TFC 선택하기.
- <118> 3. 그러한 TFC를 TFC_Can(후보 세트)에 추가하기.
- <119> i i. 아니오라면, S20b, 단계 S22로 진행하기.
- <120> b. 예라면, S19b, 단계 S22로 진행하기(이미 패딩을 요구하지 않는 하나의 TFC가 TFC_Can에 존재함).
- <121> S22에서는, TFC_Can의 모든 TFC들의 모든 TB들이 채워졌는지를 점검하기.
- <122> a. 예라면, S22a, 단계 S25로 진행하기(TFC 선택이 수행됨).
- <123> b. 아니오라면, S22b, 단계 S23으로 진행하기.
- <124> S23에서는, $p = p+1$ 로 업데이트하기.
- <125> S24에서는, $p \leq 8$ 인지를 점검하기.
- <126> a. 예라면, S24a, 단계 S5로 복귀하기.
- <127> b. 아니오라면, S24b, (모든 우선 순위들이 점검되었으며, 하나의 TFC를 선택할)단계 S25로 진행하기.
- <128> S25에서는, TFC_Can에 패딩 PDU들을 요구하지 않는 하나 이상의 TFC가 존재하는지를 점검하기.
- <129> a. 예라면, S25a, 단계 S26으로 진행하기.
- <130> b. 아니오라면, S25b, 단계 S27로 진행하기.
- <131> S26에서는, TFC_Can으로부터 패딩을 요구하지 않는 TFC 선택하기. 패딩을 요구하지 않는 이용 가능한 TFC가 하나 이상이라면, 그들 중에서, 최소 데이터 속도를 제공하는 TFC 선택하기.
- <132> S27에서는, TFC_Can으로부터 최소 데이터 속도를 제공하는 TFC 선택하기. 동일한 데이터 속도를 가진, 이용 가능한 TFC가 하나 이상이라면, 무작위로 하나를 선택하기. RLC로부터의 패딩 PDU들로 TFC의 채워지지 않은 PDU들을 채우기.
- <133> RNC 측에서는, MAC 계층의 TFC 선택이 MAC-c 및 MAC-d 엔티티들 모두에서 수행된다. MAC-c는 C-RNC(Controlling-RNC)에 위치하며, 매 셀당 하나의 MAC-c가 존재하고, MAC-d는 S-RNC에 위치하며 각각의 UE에 대해 하나의 MAC-d가 존재한다.
- <134> S-RNC와 C-RNC 사이에서 데이터를 전송하기 위해, FACH(forward access channel) 흐름 제어가 사용된다. 흐름 제어로 인해, MAC-c(C-RNC)는, 각각의 MAC-d(S-RNC)가 관련 우선 순위(FACH Priority Indicator)를 위해 전송 할 수 있는 SDU들의 수(credits)를 제어할 수 있다. MAC-d는 각각의 우선 순위에 대한 SDU 사이즈를 선택하고, 이 데이터를 MAC-c로 전송한다. MAC-c는, 이 데이터가 전송되기 전에, 이 데이터를 버퍼링한다.
- <135> (예를 들어, C-RNC에서의 정체로 인해) credits = 0이면, S-RNC는 즉시 MAC-c SDU들의 전송을 중단한다. credits ="무제한"이면, 이것은, SRNC가 무제한의 MAC-c SDU들을 전송 할 수 있다는 것을 지시한다.
- <136> 다음 섹션들은 RNC MAC-c에 대한 TFC 선택 알고리즘(도 1) 및 RNC MAC-d의 공통 전송 채널들에 대한 SDU 사이즈 선택 알고리즘을 설명한다.
- <137> RNC MAC-d TFC 선택 알고리즘은, RNC 측에 전송 전력에 대한 제한이 없다는 것을 제외하면, UE MAC-d에 대한 것과 유사하므로, 여기에 제시되지 않을 것이다. 이전 섹션에서 논의된 절차가 UE 측 및 RNC 측 모두의 MAC-d에 적용된다.
- <138> MAC 스펙은 RNC상의 TFC 선택에 대한 어떤 요구 사항도 특정하지 않는다. 그러나, UE가 데이터를 적절하게 디코딩하기 위해서는, 몇 가지 지켜져야 할 요구 사항들이 있다. 이러한 요구 사항들이 다음에 요약되어 있다.
- <139> MAC-c의 경우에 대한 TFC를 선택하기 전에, 유효 TFC들의 세트가 구축되어야 한다. 이 세트를 "후보 세트"라고

한다. 후보 세트의 모든 TFC들은 다음과 같아야 한다:

<140> 1. TFCS에 속할 것;

<141> 2. TTI 호환성을 고려할 것 - TrCH의 TF(transport format)는 TrCH의 TTI 중간에 변화할 수 없음; 그리고

<142> 3. RLC 구성과 호환 가능할 것.

<143> 선택되는 TFC는 후보 세트로부터 선택되어야 하고 다음에 열거되어 있는 순서대로 다음 기준들을 충족시켜야 한다:

<144> 1. 다른 TFC가 선택된 TFC보다 더 많은 최우선 순위 데이터의 전송을 허용하지 않는다.

<145> 2. 다른 TFC가 후속의 낮은 우선 순위 채널들로부터 더 많은 데이터의 전송을 허용하지 않는다. 이 기준은 나머지 우선 순위 레벨들에 대해 반복적으로 적용된다.

<146> 3. 다른 TFC가 선택된 TFC보다 낮은 비트 속도를 갖지 않는다.

<147> 4. MAC-d로부터 수신된 데이터에 대한 각각의 우선 순위 내에서 "FIFO(first in first out)"를 고려해야 한다.

<148> MAC-c 절차의 경우, MAC-d로부터 수신된 데이터는 MAC-c에 버퍼링된다. 이것은 매 UE당 하나의 큐, 모든 UE들에 대해 하나의 큐, 또는 각각의 우선 순위에 대해 하나의 큐를 갖는 것에 의해 수행될 수 있다. 매 우선 순위 당 하나의 큐를 갖는 것이 제안되는데, 그렇게 하는 것이 FIFO 순서를 유지하기가 용이할 것이기 때문이다. 제1 접근 방법은 순서를 유지하기 위해 버퍼에 타임 스탬핑(time stamping)을 요구하는 한편, 제2 접근 방법은 우선 순위들의 조정을 요구할 것이다.

<149> 블로킹 목적들을 위해, MAC-c는 CCCH로 매핑된 FACH들 중 하나에 대한 데이터를 스케줄링할 수 있다. 논리 채널로부터의 데이터가 길이 't'의 TTI를 가진 전송 채널을 통해 전송된다면, 't'의 구간 동안, 동일한 논리 채널로부터의 데이터는 다른 전송 채널들을 통해 전송될 수 없는데, 수신 측 RLC(즉, UE 측)에서 순서가 어긋나는 문제를 초래할 수 있기 때문이다.

<150> CCCH(Common Control Channel)의 경우, 이 문제는, 마지막으로 전송된 전송 채널의 TTI와 동일한 구간 동안 채널을 블로킹하는 것에 의해 해결될 수 있다(즉, 그 논리 채널로부터의 데이터가 그러한 TTI 동안에는 전송되지 않을 것이다).

<151> 버퍼링된 데이터(MAC-d로부터 수신된 데이터)의 경우, 이 문제는, 소정 우선 순위의 데이터를 블로킹하는 것에 의해 해결될 수 있다. 그러나, 이러한 접근 방법은, 불필요한 경우라고 하더라도 다양한 데이터가 블로킹됨에 따라, 시스템 리소스들의 저이용을 초래할 것이고, 동일 우선 순위의 다른 UE들로부터의 데이터 전송 지연을 초래할 것이다. 이를 방지하기 위해, UE로부터의 우선 순위 데이터가 TTI 주기 't' 동안 전송 채널을 통해 전송된다면, 그 우선 순위의 이러한 UE로부터의 데이터는 주기 't' 동안 블로킹된다. 이것은, 모든 UE들로부터 전송될 수 있는 데이터량을 증가시키고 순서를 벗어나는 문제도 해결한다.

<152> 패딩의 경우, MAC-c는 CCCH RLC 엔티티로부터만 패딩 PDU들을 요청할 수 있다. CCCH는 블로킹되고 패딩 PDU들이 요구되면, MAC-c는 RLC로부터의 패딩 PDU들만을 요청한다.

<153> 다음은 RNC MAC-c TFC 선택 절차의 구현 일례이다. 본 발명은 좀더 광범위하며 본 발명은 제시된 예에 기초한 범위가 아니라 청구항들의 범위로 한정되어야 한다.

<154> 이러한 MAC-c 알고리즘에서, 알고리즘:

<155> - 전송된 PDU들을 가진 버퍼를 "논리 채널"이라고 한다.

<156> - 후보 TFC 세트를 TFC_Can이라고 한다.

<157> - 0보다 큰 버퍼 점유율을 가진 논리 채널들만이 TFC 선택을 위해 고려될 것이다.

<158> - 알고리즘은, TFC 세트가 유효 TFC들(0보다 큰 데이터 속도의 TFC들)을 가진 경우에만 실행되어야 한다.

<159> - 도 1a 내지 도 1d를 참조하면, MAC-c TFC 선택 알고리즘을 위해 다음의 단계들이 수행된다.

<160> S1. p = 1로 초기화하기.

<161> S2. 하나 이상의 이용 가능한 TB를 가진 하나 이상의 TFC가 TFC_Can(후보 TFC 세트)에 존재하는지를 점검하기.

- <162> a. 예라면, S2a, 단계 S3으로 진행하기.
- <163> b. 아니오라면, S2b, (모든 TFC들이 채워져, 하나를 선택할) 단계 S26로 진행하기.
- <164> S3: TFC_Can(후보 TFC 세트)으로부터 하나 이상의 이용 가능한 TB를 가진 제1 TFC 선택하기.
- <165> S4: 논리 채널이 전송될, 이용 가능한 PDU들을 가지고, 선택된 논리 채널이 CCCH라면, 논리 채널이 선택된 TFC를 위해 블로킹되지 않으며, 선택된 논리 채널이 PDU들의 전송을 위한 것이라면, 선택된 TFC를 위해 블로킹되지 않는 하나 이상의 PDU가 존재하는지를 점검하고, 선택된 논리 채널이 이러한 TFC를 위해서는 블로킹되지 않는, 우선 순위 p의 논리 채널이 존재하는지를 점검하기
- <166> a. 예라면, S4a, S5로 진행해서 그러한 논리 채널 선택하기. 그러한 논리 채널이 하나 이상이라면, 하나를 무작위로 선택하기. 단계 S6으로 진행하기.
- <167> b. 아니오라면, S4b, 단계 S17로 진행하기(우선 순위 p의 데이터가 더 이상 존재하지 않음).
- <168> S6 : 선택된 논리 채널에 대한 PDU 사이즈들에 제한이 존재하는지를 점검하기.
- <169> a. 예라면, S6a, S7로 진행하여 PDU 사이즈 + MAC 헤더와 동일한 사이즈의 이용 가능한 TB가 존재하는지를 점검하기.
- <170> i. 예라면, S7a, S8로 진행하고:
- <171> 1. 그러한 TB 사이즈의 전송 채널 선택하기.
- <172> 이용 가능한 전송 채널이 하나 이상이라면, 다음과 같이, 이용 가능한 최대 데이터 속도를 제공하는 전송 채널 선택하기:
- <173> MAX{((이용 가능한 TB들의 수)/TTIsize)}; 그리고
- <174> 2. 전송 채널의 최대한 많은 TB들을 채우기 위해, 이러한 논리 채널로부터 블로킹되지 않은 PDU를 선택하기. PDU 선택은 FIFO를 고려해야 하고, 블로킹된 PDU들은 스kip되어야 한다.
- <175> 3. 버퍼 정보를 다음과 같이 업데이트하기:
- <176> a. 선택된 PDU들은 이러한 TFC 선택에 이용될 수 없으므로, S11로 진행하여, TB 정보를 다음과 같이 업데이트하기.
- <177> a. 사용된 TB들은 더 이상 이러한 TFC 선택에 이용될 수 없음.
- <178> 그 다음, 단계 S14로 진행하기.
- <179> ii. 아니오라면, S7b, 다음을 수행하기 위해 S9로 진행하기:
- <180> 1. (PDU들이 TFC에 적합하지 않기 때문에) 이러한 논리 채널은 이러한 TFC를 위해 블로킹된 것으로 간주된다.
- <181> 2. 그 다음, 단계 S4로 복귀하기.
- <182> b. 아니오라면, S6b, S10으로 진행하고:
- <183> i. 다음과 같이, 이용 가능한 최대 데이터 속도를 제공하는 전송 채널 선택하기:
- <184> MAX{((이용 가능한 TB들의 수*TBSIZE)/TTIsize)}.
- <185> ii. 이러한 논리 채널로부터의 비트들로 전송 채널의 가능한 많은 TB들을 채우기.
- <186> iii. 다음과 같이 버퍼 정보 업데이트하기:
- <187> 1. 사용된 비트들은 더 이상 이러한 TFC 선택에 이용될 수 없으며 버퍼 점유율로 카운트되어서는 안된다.
- <188> iv. 다음으로는 단계 S11로 진행하여 다음과 같이 TB 정보 업데이트하기:
- <189> 1. 사용된 TB들은 더 이상 이러한 TFC 선택에 이용될 수 없음.
- <190> v. 그 다음, 단계 S12로 진행하기.

- <191> 2. 선택된 논리 채널이 CCCH라면, S12a, S14로 진행하고:
- <192> (이러한 TTI 동안의 TFC 선택의 후속 단계들을 위해) 이러한 TFC 선택 동안 이러한 TFC에 대해 CCCH가 블로킹 상태인 것으로 간주하기.
- <193> 3. 선택된 논리 채널이 CCCH가 아니라면, S12b, 판정을 위한 S13으로 진행하기:
- <194> 선택된 논리 채널이 PDU들의 전송을 위한 것이라면, S13a, 다음을 보장하기 위한 S15로 진행하기:
- <195> - 나머지 PDU들 모두가:
- <196> - 동일 베파(즉, 동일 우선 순위)에 해당하며;
- <197> - (이러한 TTI 동안의 TFC 선택의 후속 단계들을 위해) 이러한 TFC 선택 동안 이러한 TFC에 대해 CCCH 가 블로킹 상태인 것으로 간주되는, 선택된 PDU(들)의 UE ID와 동일한 UE ID를 가질 것.
- <198> 5. 선택된 논리 채널이 PDU들의 전송을 위한 것이 아니라면, S13b, S16으로 직접 진행하기.
- <199> S16에서, 이러한 TFC의 모든 TB들이 채워져 있는지를 점검하기.
- <200> a. 예라면, S16a, 단계 S17로 진행하기(이러한 TFC에는 더 이상의 공간이 없음).
- <201> b. 아니오라면, S16b, 단계 S4로 복귀하기.
- <202> S17에서, 이러한 TFC에 대한 우선 순위 p 데이터의 총 최적 처리율을 다음과 같이 계산하기:
- <203> $Num_Bits(p, i, j)$ 는 TFC j 를 사용할 경우 FACH i 를 통해 전송될 수 있는 우선 순위 p 데이터의 비트 수 (즉, 적용 가능한 임의의 RLC 및/또는 MAC 헤더 및/또는 패딩 비트들을 포함하는, 전송 중인 TB들의 수 \times TB 사이즈)를 지시한다.
- <204> FACH i 의 정규화된 처리율은 다음의 수학식 3과 같이 계산된다:

수학식 3

$$Throughput(p, i, j) = Num_Bits(p, i, j) \cdot \frac{10ms}{TTILength(i, j)}$$

여기서, $TTI\ Length(i, j)$ 는 소정 TFC j 의 TrCH i 에 대한 TF의 TTI 길이이다.

CCTrCH(S-CCPCH)에 대한 우선 순위 p 데이터의 총 최적 처리율은 이러한 우선 순위 데이터의 모든 FACH의 정규화된 처리율의 합이다.

$$Total_Throughput(p, j) = \sum_i Throughput(p, i, j)$$

S18에서, TFC_Can에 더 많은 TFC들이 존재하는지를 점검하기.

a. 예라면, S18a, 후속 TFC를 선택해 단계 S4로 복귀하기.

b. 아니오라면, S18b, (모든 TFC들이 점검됨), 단계 S19로 진행하기.

S19에서는, TFC_Can의 모든 TFC들 중에, 다음의 수학식 4와 같이, 우선 순위 p에 대해 최고의 "총 최적 처리율"을 제공하는 하나 이상의 TFC, 즉, TFC k가 존재하는지를 점검하기.

수학식 4

$$k = \underset{j}{argmax} \{ Total_Throughput(p, j) \}$$

TFC_Can으로부터, 선택된 TFC k보다 작은 처리율을 제공하는 모든 TFC들을 삭제하기.

S20에서는, TFC_Can에 모든 TB들이 채워진(패딩을 요구하지 않는) 하나 이상의 TFC가 존재하는지를 점검하기.

- <216> a. 아니오라면, S20a, S21로 진행하여 TFC_Can에 속하지는 않지만 모든 TB들이 채워진 하나 이상의 TFC가 존재하는지를 점검하기.
- <217> i. 예라면, S21a, S22로 진행하여:
- <218> 1. TFC_NoPad(패딩을 요구하지 않는 TFC들)라는, 그러한 모든 TFC들을 가진 세트를 생성하기.
- <219> 2. TFC_NoPad의 모든 TFC들 중에서, 우선 순위 p 데이터에 대해 최고의 "총 최적 처리율"을 제공하는 TFC 선택하기.
- <220> 3. 그러한 TFC를 TFC_Can(후보 세트)에 추가하기.
- <221> ii. 아니오라면, S21b, 단계 S23으로 진행하기.
- <222> b. 예라면, S20b, 단계 S23으로 진행하기(이미 패딩을 요구하지 않는 하나의 TFC가 TFC_Can에 존재함).
- <223> S23에서는, TFC_Can의 모든 TFC들의 모든 TB들이 채워졌는지를 점검하기.
- <224> a. 예라면, S23a, 단계 S26으로 진행하기(TFC 선택이 수행됨).
- <225> b. 아니오라면, S23b, 단계 S24로 진행하기.
- <226> S24에서는, $p = p+1$ 로 업데이트한 다음 S25로 진행해서 $p \leq 8$ 인지를 점검하기.
- <227> a. 예라면, S25a, 단계 S2로 복귀하기.
- <228> b. 아니오라면, S25b, (모든 우선 순위들이 점검되었으므로, 하나의 TFC를 선택하는) 단계 S26으로 진행하기.
- <229> S26에서는, TFC_Can에 패딩 PDU들을 요구하지 않는 하나 이상의 TFC가 존재하는지를 점검하기.
- <230> a. 예라면, S26a, 단계 S27로 진행하기.
- <231> b. 아니오라면, S26b, 단계 S28로 진행하기.
- <232> S27에서는, TFC_Can으로부터 패딩을 요구하지 않는 TFC 선택하기. 패딩을 요구하지 않는 이용 가능한 TFC가 하나 이상이라면, 그들 중에서, 최소 데이터 속도를 제공하는 TFC 선택하기.
- <233> S28에서는, TFC_Can으로부터 최소 데이터 속도를 제공하는 TFC 선택하기. 동일한 비트 수를 가진 이용 가능한 TFC가 하나 이상이라면, 무작위로 하나를 선택하기. RLC(CCCH)로부터의 패딩 PDU들로 TFC의 채워지지 않은 PDU들을 채우기.
- <234> S27 또는 S28 후에는, S29로 진행하기.
- <235> S29에서는, 이러한 TFC에 CCCH가 사용된다면, 선택된 전송 채널의 TTI와 동일한 시간 동안 CCCH가 모든 TFC들에 대해 블로킹될 것으로 간주하기.
- <236> S30에서는, 선택된 TFC에서 사용되는 전송 PDU들을 가진 각각의 논리 채널(즉, 특정 우선 순위를 가진 각각의 버퍼)에 대해, 그 버퍼에 속하며 이러한 TFC를 위해 선택된 PDU의 UE ID와 동일한 UE ID를 가진 각각의 PDU는 그러한 논리 채널을 위해 선택된 전송 채널의 TTI와 동일한 시간 동안 모든 TFC들을 위해 블로킹될 것으로 간주된다.
- <237> MAC-c TFC 선택 알고리즘 구현을 위한 흐름도를 나타내는 도 1은 도 2의 알고리즘보다 더 많은 단계들을 포함한다.
- <238> MAC-d는 각각의 공통 전송 채널 우선 순위 지시자(FACH 우선 순위)에 대해 허용된 SDU 사이즈들의 세트로 구성될 수 있다(허용된 사이즈들은 S-CCPCH(Secondary Common Control Channel)의 TFCS에 의존한다). FACH 흐름 제어 프레임은 C-RNC에 의해 사용자 데이터 흐름을 제어하는데 사용된다. 이것은 FACH 용량 요청에 응답하여 또는 다른 여타 시점에 발생될 수 있다. FACH 흐름 제어 프레임은, S-RNC MAC-d 엔티티가 전송할 수 있는 크레딧 수를 포함할 것이다.
- <239> 각각의 논리 채널에 대해, 관련 FACH 우선 순위가 존재한다. MAC-d는, 논리 채널 버퍼 점유율(BO) 및 그러한 FACH 우선 순위에 대해 이용 가능한 크레딧 수에 따라, 각각의 논리 채널에 대한 (구성된 세트 내에서) SDU 사

이즈를 선택한다. 동일한 사이즈 및 동일한 FACH 우선 순위의 MAC-c SDU들은 동일한 FACH 데이터 프레임으로 전송될 수 있다.

<240> 논리 채널에 대한 SDU 사이즈 선택은 대응되는 RLC 구성, 논리 채널 B0, 및 그러한 FACH 우선 순위에 대해 이용 가능한 크레딧들의 수에 의존한다.

<241> 소정 B0의 경우, 각각의 SDU 사이즈를 위해 필요한 크레딧들의 수는 가변일 수 있다. SDU 사이즈가 곱해진 필요한 크레딧 수가 B0와 정확하게 매칭되지 않으면, 약간의 오버헤드(RLC 패딩)가 필요할 것이다. 처리율을 최대화하기 위해, 이러한 오버헤드를 최소화하는 SDU 사이즈가 선택된다. 그러나, 이것은 증가된 크레딧 수를 필요로 하는 사이즈 선택을 요할 수 있다. 더 많은 크레딧 수가 요청될수록, MAC 헤더가 추가되는 횟수가 증가하여, 더 많은 오버헤드가 초래된다는 것에 주의해야 한다.

<242> 어떤 옵션(소정 B0에 대해 RLC 패딩 오버헤드를 최소화하거나 크레딧 수를 최소화하는 것)이 더 좋은지를 판정하기 위한 확정된 수학식이 없으므로, 적은 크레딧 수를 필요로 하는 사이즈를 선택하는 것에 의해, 장차 더 많은 크레딧들이 이용될 수 있는데, 이것이 완전 로드 시스템(fully loaded system)에서 특히 유용하다는 것이 입증되었기 때문에, (소정 B0에 대해 사용되는 크레딧 수를 최소화하는) 후자가 선택된다. 또한, B0가 SDU 사이즈들에 비해 지나치게 크다면, 솔루션은 오버헤드와 크레딧 수 모두를 최소화하는 것이다.

<243> 다음은 RNC MAC-d SDU 사이즈 선택 절차 구현의 일례이다. 본 발명은 다음 예에 의해 한정되지 않으며, 첨부된 청구항들에 의해서만 한정된다.

<244> SDU들을 MAC-c로 전송하기 위해, MAC-d는 다음의 절차들을 따른다(도 3 참조):

S1: 최고 우선 순위(즉, 최고 MLP) 선택하기.

<246> S2: 그러한 우선 순위의 논리 채널 선택하기. 그러한 우선 순위의 논리 채널이 하나 이상이라면, 무작위로 하나를 선택하기.

<247> S3: 논리 채널의 버퍼 점유율에 기초해서 그러한 논리 채널에 사용될 SDU 사이즈를 다음과 같이 선택하기:

<248> MAC-d에서 이용 가능한 "크레딧들"의 수에 기초해서 각각의 PDU 사이즈를 사용하는 것에 의해 전송될 수 있는 (패딩 비트들을 포함하지 않는) 정보 비트들의 양을 판정하기. 각각의 PDU 사이즈에 대해, 정보 비트들의 양은 다음과 같이 주어진다:

<249> MIN(B0, 크레딧들 × PDU 사이즈).

<250> 최대의 정보 비트량을 제공하는 PDU 사이즈 선택하기. 동일한 최대 정보 비트량을 제공하는 PDU 사이즈가 하나 이상이라면, 소정의 최대 정보 비트량을 전송하기 위해 필요한 크레딧 수가 최소인 PDU 사이즈 선택하기. 하나 이상의 PDU 사이즈가 동일한 최소 크레딧 수를 제공한다면, 가장 작은 PDU 사이즈 선택하기.

<251> S4: 그러한 논리 채널로부터 전송될 SDU들 선택하기. 많은 SDU들이 전송될 수 있지만 그러한 논리 채널에 대해 하나의 SDU 사이즈만이 허용된다. 전송될 SDU들의 수를 선택할 때, 허용된 크레딧들이 고려되어야 한다.

<252> S5: 동일한 우선 순위를 가진 더 많은 논리 채널들이 존재하는지 그리고 그러한 우선 순위에 대해 여전히 이용 가능한 크레딧들이 존재하는지를 점검하기.

<253> 예라면, S5a, S2로 복귀하기.

<254> 아니오라면, S5b, S6으로 진행하기.

<255> S6에서, (소정 우선 순위에 대한) 각각의 SDU 사이즈에 대해 하나의 "Iur" FACH 데이터 프레임 구축하기. SDU 사이즈는 소정 논리 채널에 대해서는 동일하지만, 동일한 우선 순위의 상이한 논리 채널들에 대해서는 상이할 수 있다는 것에 주의한다. 따라서, 그러한 우선 순위의 논리 채널이 n개라면, 하나 이상의 그리고 많아야 n개 (각각의 사이즈에 대해 하나씩)의 FACH 데이터 프레임들이 존재할 것이다. 또한, 각각의 논리 채널에 대한 SDU들의 순서도 데이터 프레임내에서 유지되어야 한다는 것에 주의해야 한다.

<256> S7에서, 이용 가능한 더 많은 논리 채널들이 존재하는지를 점검하기.

<257> 예라면, S7a, S8로 진행해서 이용 가능한 다음으로 높은 우선 순위를 선택하고 S2로 복귀하기.

<258> 아니오라면, S7b, 절자는 종료된다.

- <259> 상기 섹션들에서는, TFC 선택을 수행하기 위해 필요한 정보가 설명되었다. MAC와 RLC간의 상호 작용을 위해, (정적인) 논리 채널 모드-기반의 구성 정보 및 (동적인) 베피링 데이터 정보 모두가 필요하다.
- <260> MAC 프로토콜 스펙(3GPP TS 25.321) 및 RLC 프로토콜 스펙(3GPP TS 25.322)과 관련하여, RLC는 RLC에 베피링되어 있는 데이터의 총량인 베피 점유율(BO)을 MAC에 제공한다. 그러나, MAC는 TFC 선택을 수행하기 위해 RLC로부터의 더 많은 정보를 필요로 하므로, RLC 프로토콜 스펙(3GPP TS 25.322)은, RLC가 "RLC Entity Info" 또한 MAC에 제공해야 한다고 기술한다. RLC 프로토콜 스펙(3GPP TS 25.322)은, "RLC Entity Info"가 무엇을 포함해야 하는지에 대해서는 특정하지 않는다.
- <261> 이 섹션에서는, "RLC Entity Info"의 컨텐츠들이 설명될 것이다. 이 정보는 TFC의 선택을 "한정"하는데 사용되므로, 이 정보를 TFC 한정 변수들(TFC Restriction Variables)이라고 한다.
- <262> TFC 한정 변수들은, 후속 TTI에서의 전송에 이용될 수 있는, RLC에 베피링되어 있는, PDU들 및/또는 SDU들에 관한 정보를 제공한다.
- <263> UM 및 TM(unacknowledged and transparent modes)의 경우, MAC는 매 TTI 기반으로 PDU 사이즈를 특정한다. 따라서, RLC는 TTI에 앞서 PDU들을 생성할 수 없고, 베피링되어 있는 SDU들에 기초한 정보만이 전송전의 RLC에 의해 제공될 수 있다. AM의 경우, PDU 사이즈는 고정이므로, 베피링되어 있는 PDU들에 기초한 정보가 RLC에 의해 제공될 수 있다.
- <264> TFC 한정 변수들이 RLC 모드 자체를 포함할 수 있다는 것에 주의한다. 그러나, RLC 모드를 제공하는 것은, MAC가 RLC 모드에 기초해서 RLC 베피링 데이터 특징들에 관한 가정들을 수행할 것을 요구하므로, 데이터 특징들 자체가 대신 제공된다.
- <265> TFC 선택은 소정 TTI에서의 전송에 이용될 수 있는 데이터량에 의존하므로, TFC 한정 변수들은 RLC에 베피링되어 있는 SDU/PDU 사이즈 및 SDU들/PDU들의 수를 포함한다.
- <266> RLC 모드에 따라, 그리고 데이터 전송 충돌들을 방지하기 위해, RLC에 베피링되어 있는 데이터의 일부만이 전송에 이용될 수 있다.
- <267> 모든 RLC 모드들에서, 하나의 TTI에서 MAC로 전송되는 모든 PDU들의 사이즈들 및 UE ID 유형들은 동일해야 한다. MAC로 보고되는 정보는, TFC가 이러한 2가지 제한들이 침해되지 않도록 선택된다는 것을 보장해야 한다. 따라서, 동일한 사이즈 및 UE ID 유형의 SDU들 및 PDU들에 대한 정보만이 제공된다. 데이터는 수신된 순서로 전송되어야 하므로, RLC는, 동일한 사이즈 및 동일한 UE ID 유형의, (가장 오래된 SDU/PDU로부터 시작해서) RLC 전송 베피에서의 연속적인 SDU들/PDU들의 수만을 보고한다.
- <268> 분할 구성의 TM인 경우, 매 TTI마다 하나의 SDU만이 전송될 수 있으므로, RLC는 전송을 위해 하나의 SDU만이 이용 가능하다고 보고할 것이다.
- <269> AM의 경우, RLC 구성에 따라, 논리 채널은 (상위 계층으로부터 수신된) RLC SDU 데이터 및/또는 RLC P2P(peer-to-peer) 제어 데이터를 전달할 수 있다. 따라서, AM 논리 채널에 대해 이용 가능한 PDU 데이터량은, 그것이 지원할 수 있는 RLC 데이터 유형에 의해 한정된다. (상위 계층으로부터 수신된) RLC SDU들의 전송을 지원하는 AM 논리 채널들의 경우, 이용 가능한 PDU 데이터량은 논리 채널의 RLC 전송 윈도 사이즈에 의해서도 한정된다. RLC 전송 윈도 사이즈는 RLC에서 정적으로 구성된다는 것에 주의한다.
- <270> TFC 선택을 위해, MAC는, 얼마나 많은 TB가 MAC 헤더에 의해 취해졌는지를 알아야 한다. TB 헤더 사이즈는 UE ID 유형에 의존하므로, TFC 한정 변수들 또한 UE ID 유형을 포함한다. MAC 프로토콜 스펙(3GPP TS 25.321)은, 각각의 데이터 전송을 위해 RLC에 의해 MAC로 제공되는 UE ID 유형을 기술한다는 것에 주의한다.
- <271> TFC는, MAC가 RLC로부터 요청해야 하는 PDU들의 수에 관한 정보를 포함하므로, MAC는 RLC에 베피링되어 있는 SDU들이 분할될 수 있는지의 여부를 알아야 한다. 따라서, TFC 한정 변수들은 분할 지시자를 포함한다. 이러한 지시자는 RLC에서 정적으로 구성된다는 것에 주의한다.
- <272> 이전 섹션들에서 언급된 바와 같이, MAC는 TFC 선택을 수행할 수 있기 위해 패딩 정보를 알고 있어야 한다. 패딩은 소정 RLC 모드들에서만(UM 및 AM 모드들에서만) 지원되므로, 패딩 PDU 지시자 또한 TFC 한정 변수들에 포함되어 있다.
- <273> 상기한 것은 데이터 전송을 스케줄링하기 위한 TFC 선택을 위해 MAC 계층에 의해 사용되는 절차들을 위한 방법 및 예시적 알고리즘들의 설명이다. 본 발명의 맥락에서 전술한 3GPP UMTS는 단지 일례일 뿐이고, 본 발명은 데

이터 전송의 관련된 다른 표준들 및 모드들을 서빙하도록 변경될 수 있다. 이러한 변경들 모두는 본 발명의 범위내에 해당되는 것으로 간주된다.

<274> 전술한 블로킹 및 언블로킹 기술들은 통신을 위해 TDD(time division duplex)를 이용하는 무선 네트워크에서의 사용에 특히 유용하다. 그러나, 상기 기술들은 FDD(frequency division duplex) 유형 네트워크에서도 이용될 수 있다.

<275> 본 발명의 다른 모든 태양들이 UMTS의 모든 동작 모드들에 적용될 수 있다.

도면의 간단한 설명

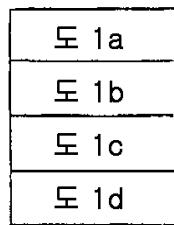
<53> 도 1은 도 1a 내지 도 1d가 흐름도를 형성하기 위해 정렬되는 방식을 나타내는 것으로서, 도 1a 내지 도 1d는 MAC-c TFC 선택 알고리즘 구현을 위한 흐름도를 구비한다.

<54> 도 2는 도 2a 내지 도 2d가 흐름도를 형성하기 위해 정렬되는 방식을 나타내는 것으로서, 도 2a 내지 도 2d는 MAC-d TFC 선택 알고리즘 구현을 위한 흐름도를 구비한다.

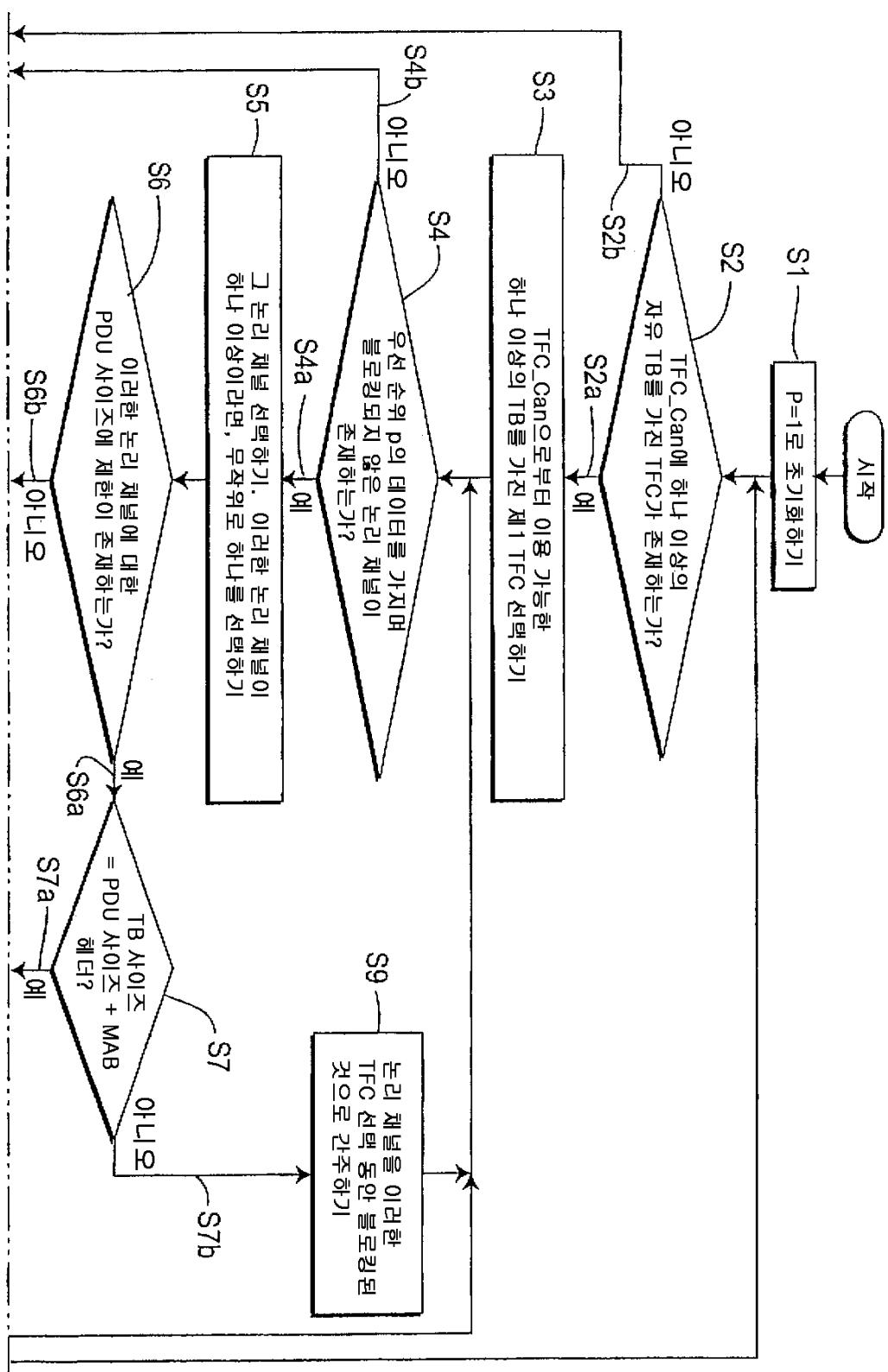
<55> 도 3은 RNC MAC-d SDU 사이즈 선택 절차를 위한 흐름도이다.

도면

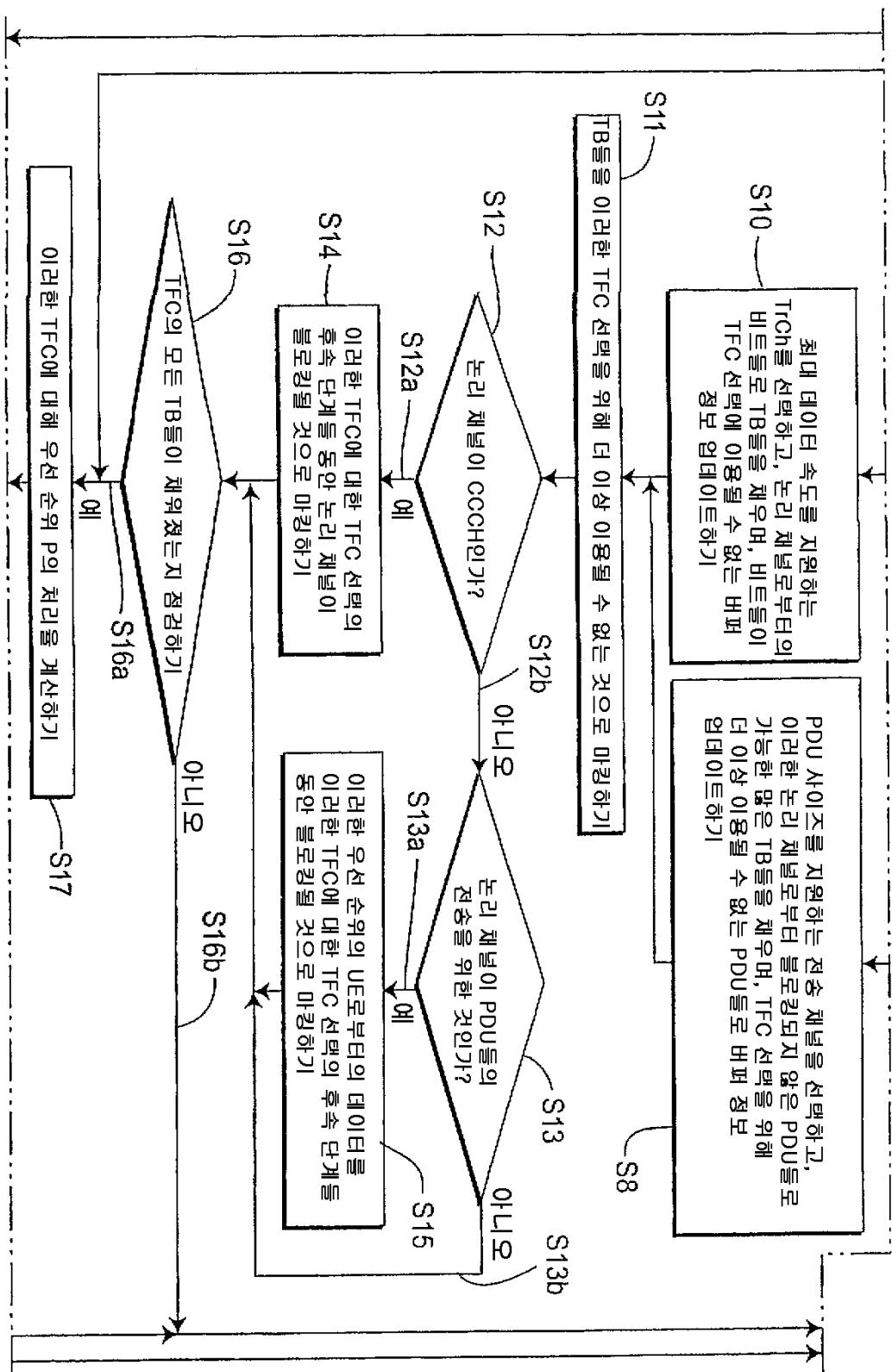
도면1



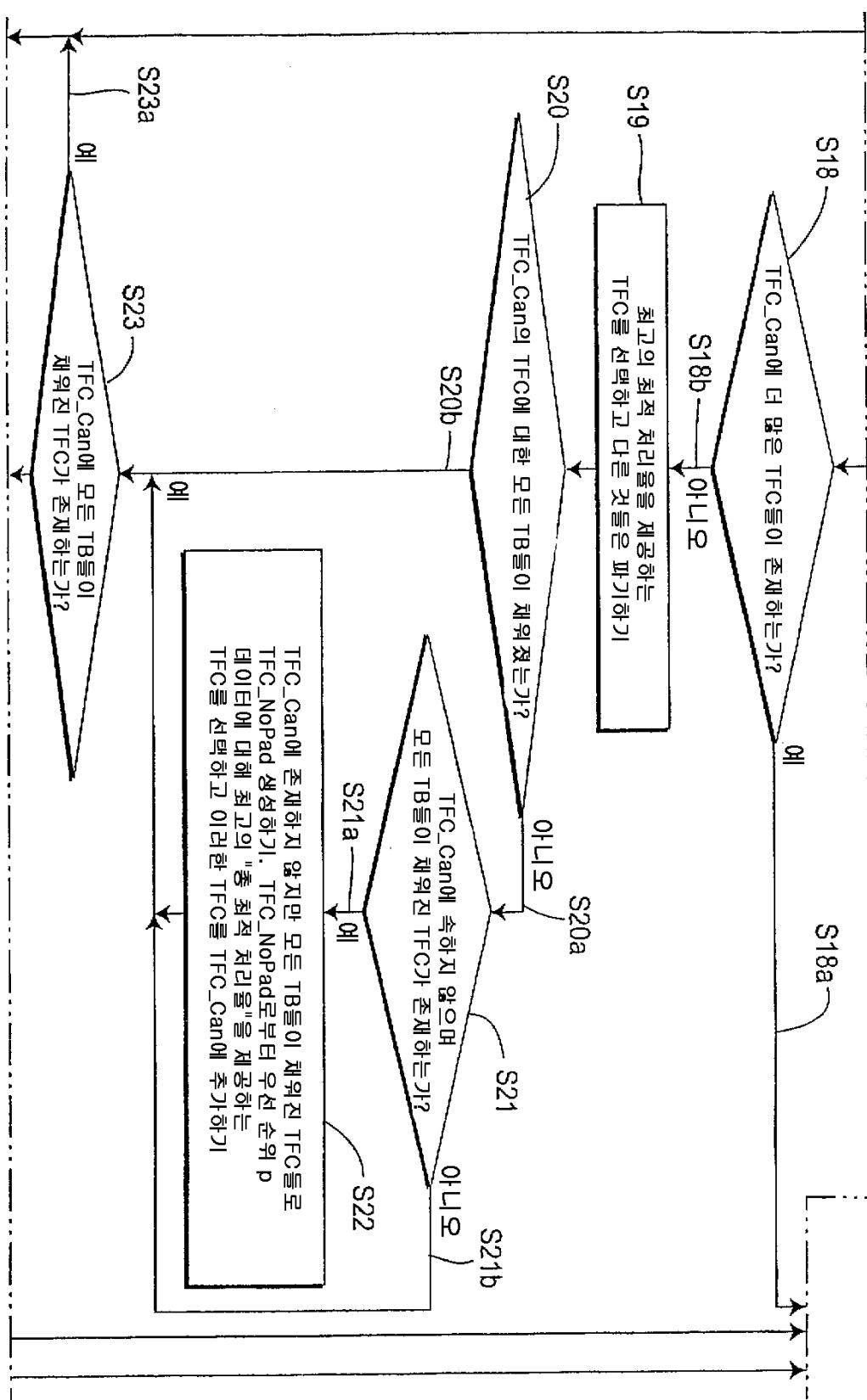
도면1a



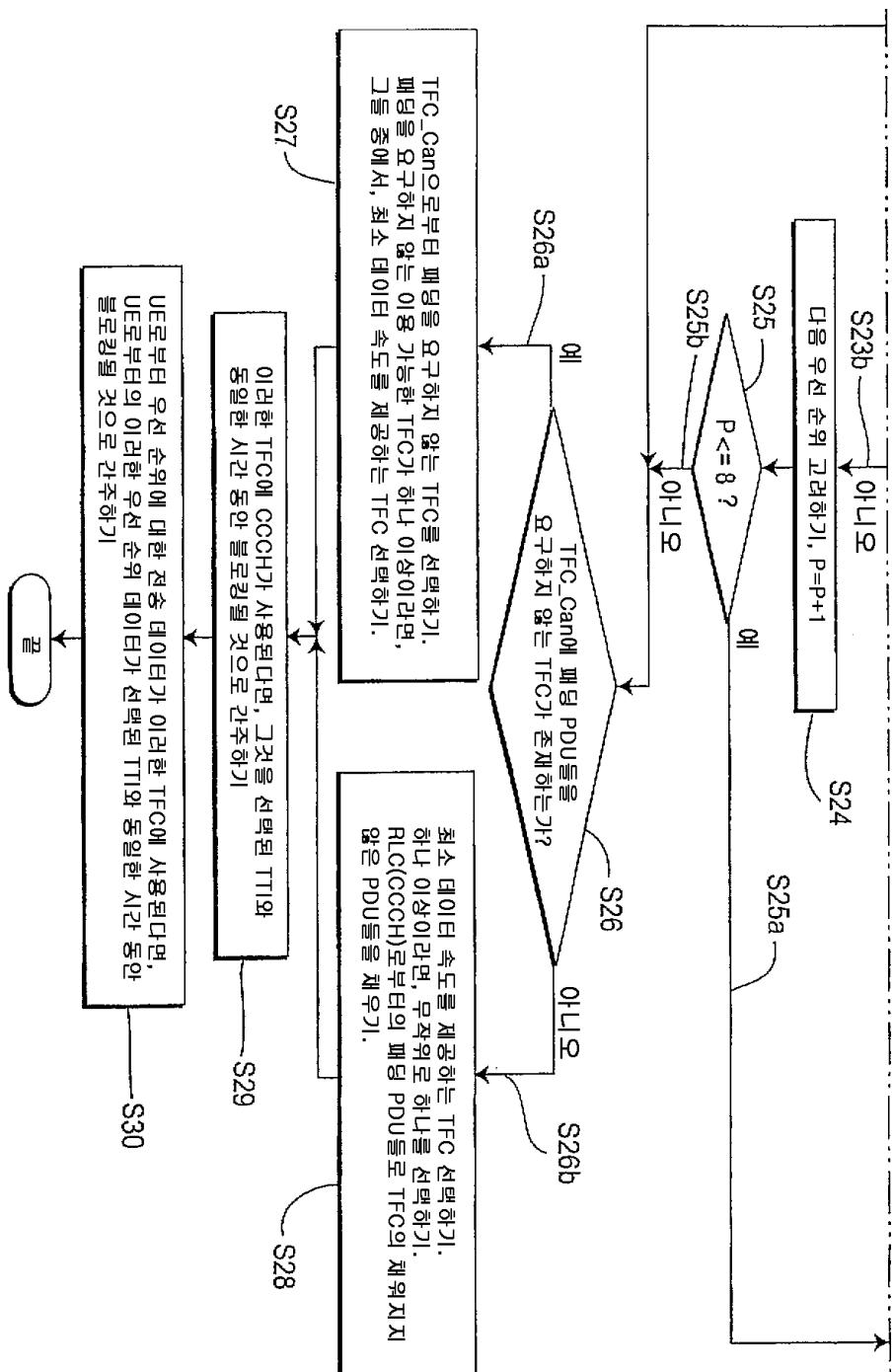
도면1b



도면1c



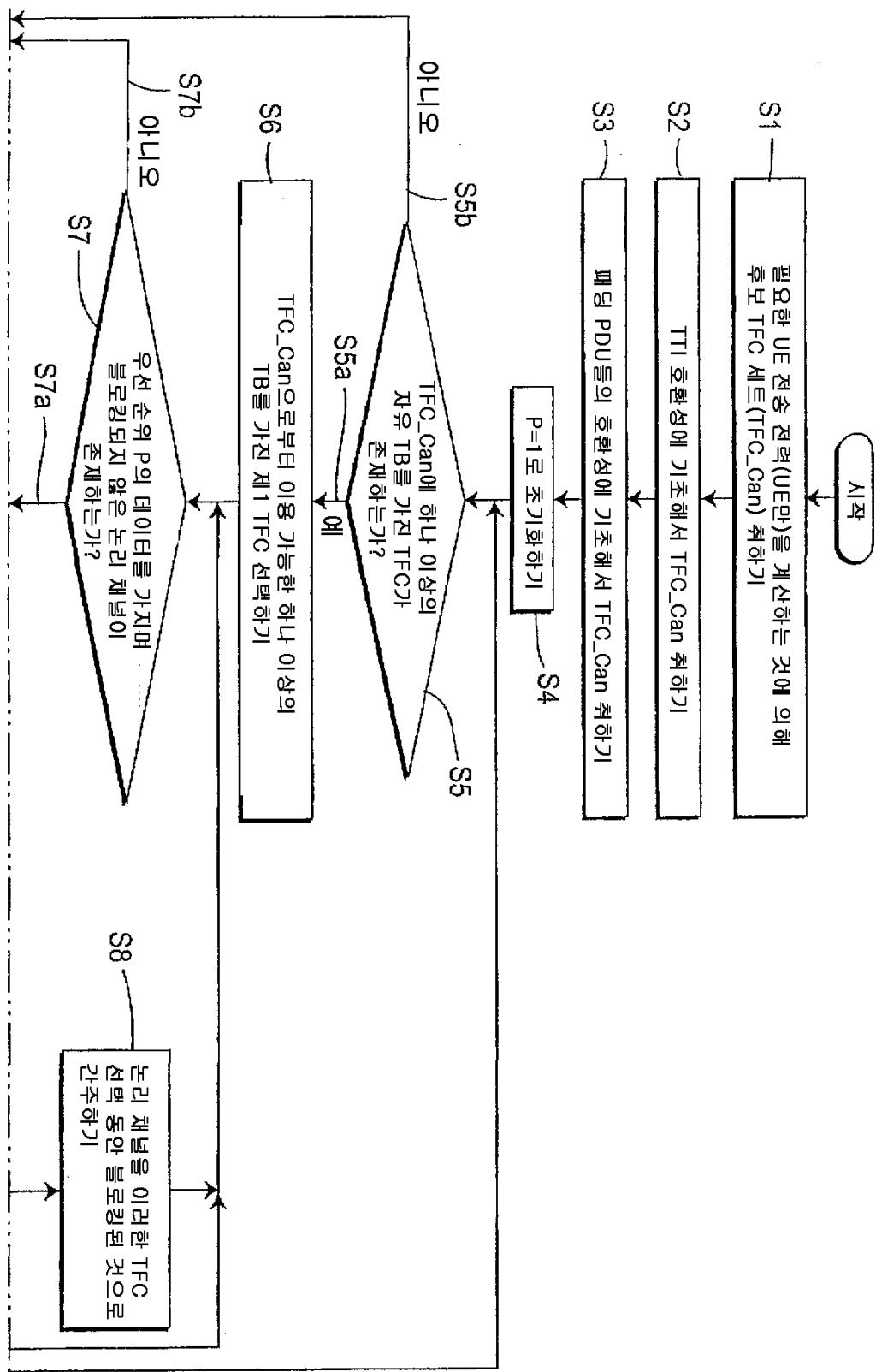
도면1d



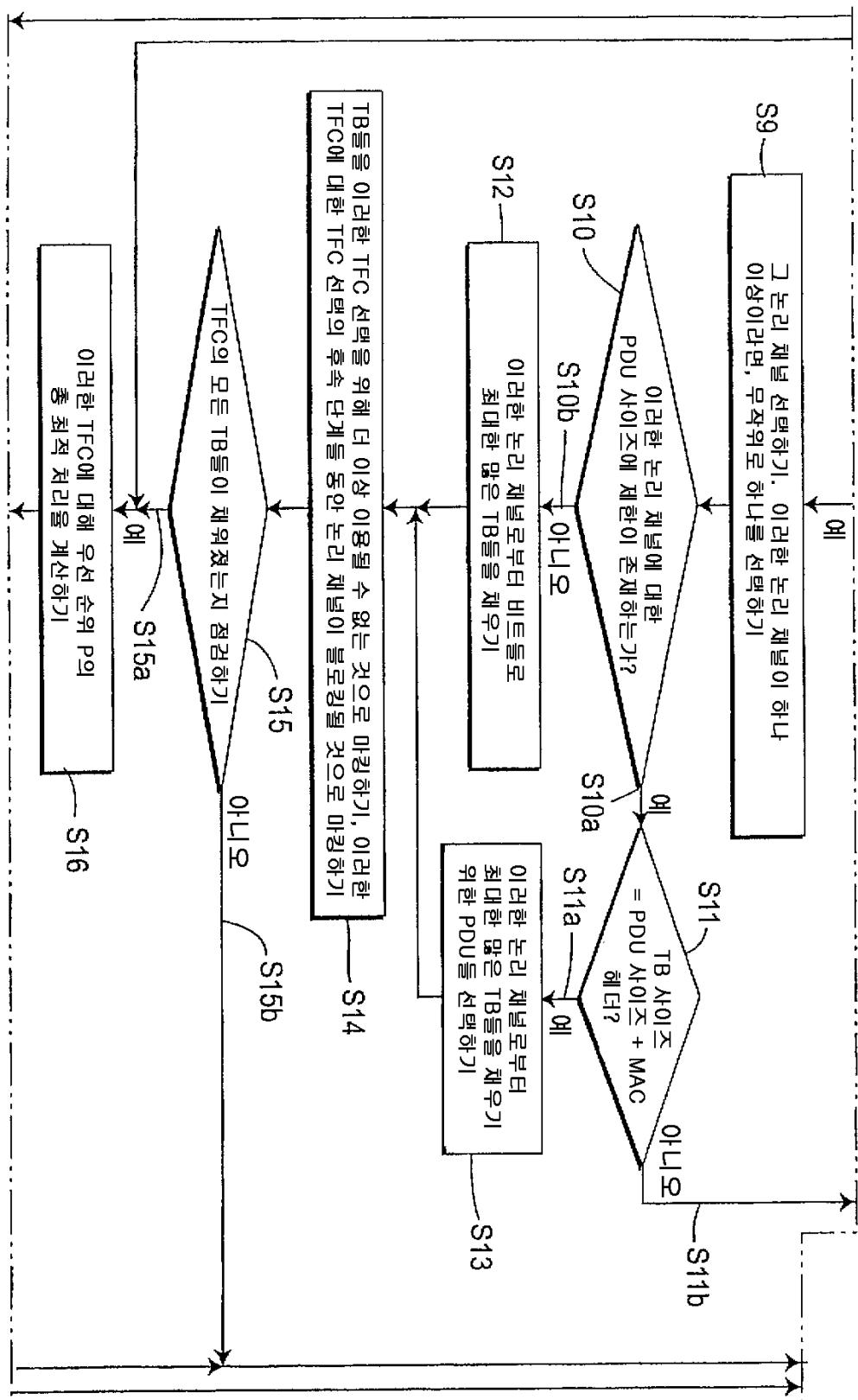
도면2

내 2a
내 2b
내 2c
내 2d

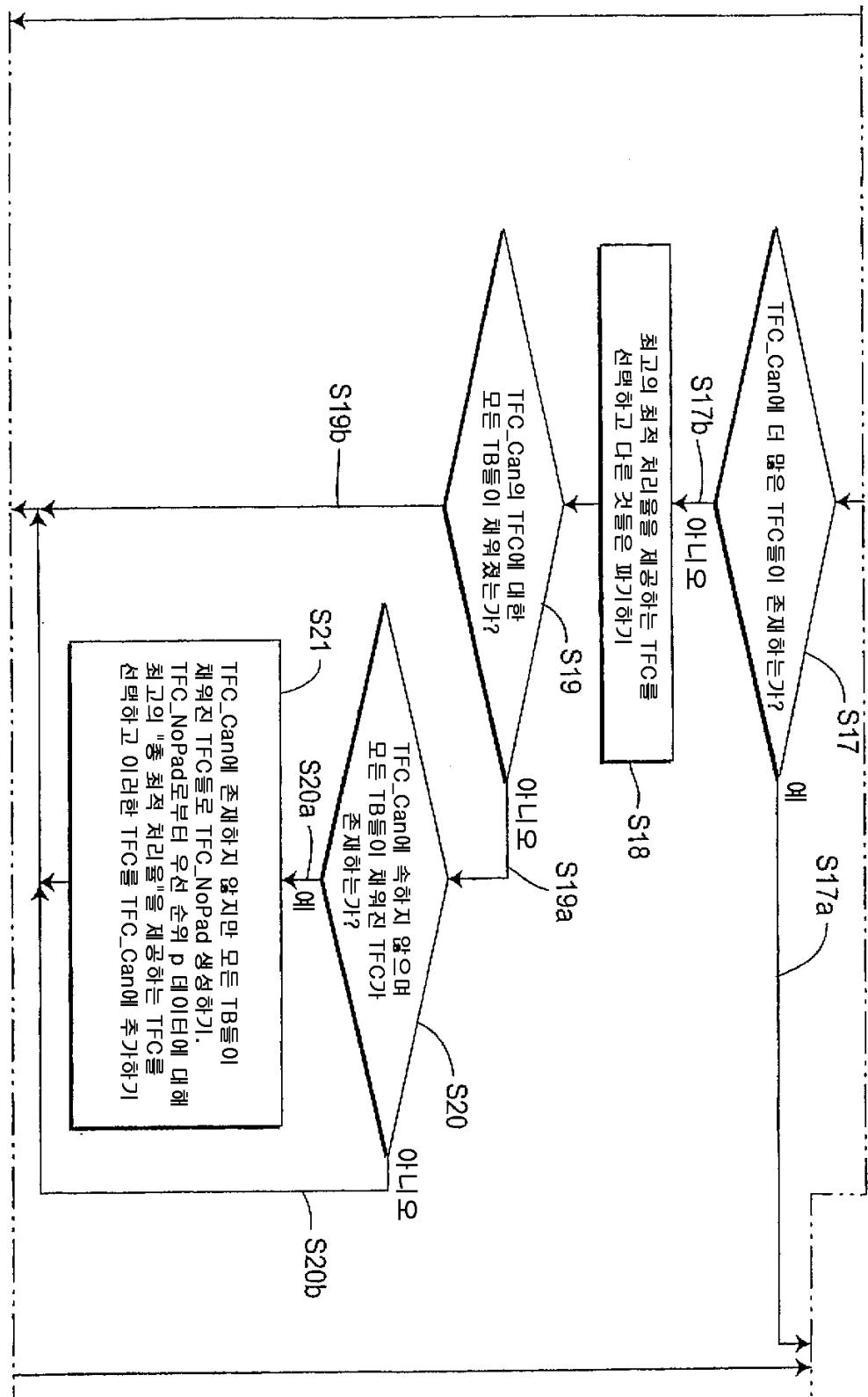
도면2a



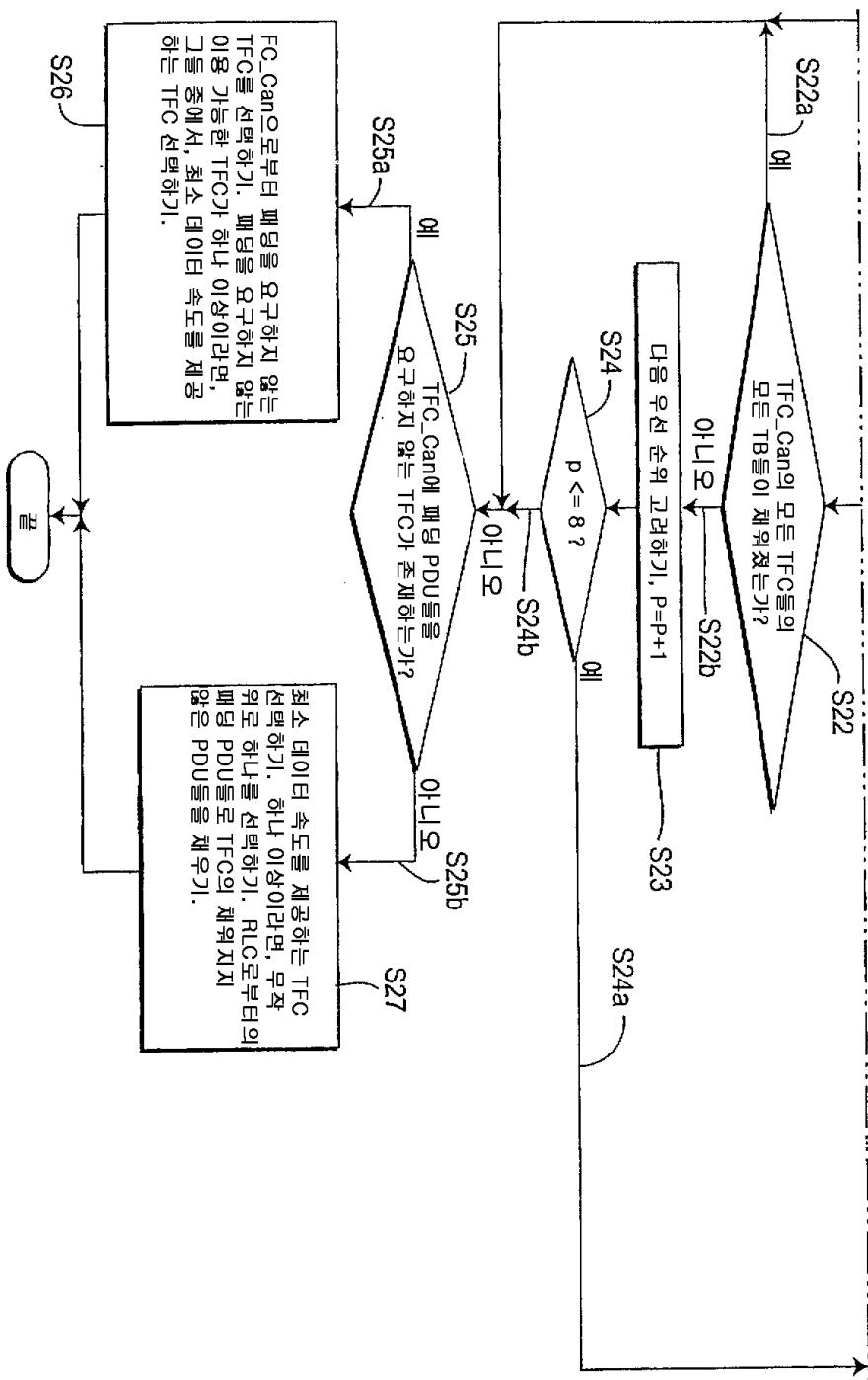
도면2b



도면2c



도면2d



도면3

