



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(11) 공개번호 10-2015-0055207

(43) 공개일자 2015년05월21일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)

H04W 72/12 (2009.01) H04W 84/10 (2009.01)

(21) 출원번호 10-2013-0137104

(22) 출원일자 2013년11월12일

심사청구일자 없음

(71) 출원인

한국전자통신연구원

대전광역시 유성구 가정로 218 (가정동)

연세대학교 산학협력단

서울특별시 서대문구 연세로 50 (신촌동, 연세대학교)

(72) 발명자

김현재

인천 부평구 체육관로 27, 709동 1201호 (삼산동, 삼산타운7단지)

임광재

대전 유성구 배울2로 78 운암네오미아 아파트 612동 901호 (관평동)

(뒷면에 계속)

(74) 대리인

팬코리아특허법인

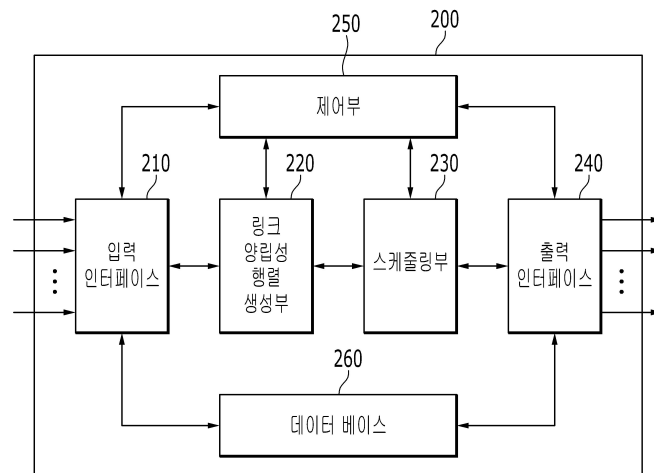
전체 청구항 수 : 총 1 항

(54) 발명의 명칭 무선 이동 메쉬 네트워크에서 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법 및 장치

(57) 요약

무선 이동 메쉬 네트워크에서 스케줄링 노드는 복수의 메쉬 노드간 형성된 복수의 링크에 대하여 서로 다른 두 링크에서 같은 시간에 데이터 전송의 가능 여부를 나타내는 링크 양립성 행렬을 생성하고, 링크 양립성 행렬을 이용하여 링크 기반 방향성 전송 스케줄링을 수행하며, 무선 이동 메쉬 네트워크의 변화가 발생한 경우, 지역적 업데이트의 범위를 계산한 후 지역적 업데이트의 범위에 대해서만 링크 기반 방향성 전송 스케줄링을 수행한다.

대표도 - 도2



(72) 발명자

권동승

대전 유성구 엑스포로 448, 204동 1304호 (전민동,
엑스포아파트)

정종문

서울 용산구 이촌로87길 14, 105동 302호 (이촌동,
강촌아파트)

이대영

서울 양천구 중앙로46길 42-1, (신정동)

이 발명을 지원한 국가연구개발사업

과제고유번호 10913-04003

부처명 방송통신위원회

연구관리전문기관 한국방송통신전파진흥원

연구사업명 방송통신연구개발사업[기술개발부문]

연구과제명 차세대 기동노드간 적응형 무선메쉬 통신 시스템 연구개발

기 여 율 1/1

주관기관 한국전자통신연구원

연구기간 2010.03.01~2013.02.28

명세서

청구범위

청구항 1

복수의 메쉬 노드를 포함하는 무선 이동 메쉬 네트워크의 스케줄링 노드에서 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법으로서,

복수의 메쉬 노드간 형성된 복수의 링크에 대하여 서로 다른 두 링크에서 같은 시간에 데이터 전송의 가능 여부를 나타내는 링크 양립성 행렬을 생성하는 단계,

상기 링크 양립성 행렬을 이용하여 링크 기반 방향성 전송 스케줄링을 수행하는 단계,

상기 무선 이동 메쉬 네트워크의 변화가 발생한 경우, 지역적 업데이트의 범위를 계산하는 단계, 그리고

상기 지역적 업데이트의 범위에서 링크 양립성 행렬을 재생성하고, 재생성된 링크 양립성 행렬을 이용하여 링크 기반 방향성 전송 스케줄링을 수행하는 단계

를 포함하는 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법.

발명의 설명

기술 분야

[0001]

본 발명은 무선 이동 메쉬 네트워크에서 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법 및 장치에 관한 것으로, 특히 방향성 전송을 이용하는 시분할 다중접속(Time Division Multiple Access, TDMA) 기반의 이동성 무선 메쉬 네트워크에서 각 무선 메쉬 노드 사이의 무분별한 전송에 의한 충돌을 회피하면서, 각 메쉬 노드에서 데이터 전송을 위한 지연 시간을 최소화하기 위한 스케줄링 방법 및 장치에 관한 것이다.

배경 기술

[0002]

무선 메쉬 네트워크는 네트워크 구조적 특징으로 상대적으로 낮은 네트워크 설치 비용과 네트워크의 유지가 쉽고 강하여 신뢰성 있는 통신을 가능하게 한다. 또한 무선 메쉬 네트워크에서는 다수의 라우팅 경로로 설정이 가능하며, 하나의 라우팅 경로의 성능이 떨어지면, 보다 성능이 좋은 다른 라우팅 경로로의 설정이 가능하다. 이러한 이유로 차세대 네트워크 분야에서는 무선 메쉬 네트워크가 중요한 역할을 할 것으로 기대하고 있다. 이러한 무선 메쉬 네트워크에 대한 연구로서 IEEE 802.11s 및 IEEE 802.16m과 같은 표준화 연구가 존재한다.

[0003]

향후 고려되는 주요 메쉬 네트워크의 추가적인 기술로서 네트워크의 성능향상을 위한 방향성 안테나를 이용하는 연구의 필요성이 대두되고 있으며, 여러 연구들이 진행되고 있다. 기존의 무선 네트워크에서는 전방향성 안테나와 함께 방향성 안테나를 사용함으로써 전력의 이득을 얻어 공간 재사용의 이점을 얻었다. 또한 무선 메쉬 네트워크의 최근 연구에서는 방향성 안테나가 전방향성 안테나보다 용량이 개선되어 중요한 기여를 할 수 있음을 보여주었다. 전방향성 안테나를 방향성 안테나로 단순히 교체만 해서는 그 효과를 확인하기 힘들기 때문에 많은 연구들은 MAC 프로토콜을 개선하여 효율적인 성능을 보여주었다. 그리고 그 중 대표적인 MAC 프로토콜의 개선으로서 스케줄링이 있을 수 있다. 기존의 전방향성 안테나만을 고려하는 네트워크를 위한 스케줄링에서는 은닉 노드 문제(Hidden terminal problem)를 고려하여 2홉 이내의 노드들은 동시에 전송을 불가하게 하여 노드 간 전송 충돌을 사전에 방지하였다. 하지만 방향성 전송을 고려하는 경우, 2홉 이내의 노드들이라도 전송하는 방향에 따라서 동시에 전송을 가능하게 할 수 있다. 그러므로 이러한 무선 메쉬 네트워크에서의 방향성 전송 지원을 위한 스케줄링에서는 추가적인 고려가 반드시 필요하다.

[0004]

기존의 기술로서 전방향성 전송을 이용하는 무선 메쉬 네트워크에서 데이터 전송을 위한 전송 지연시간을 최소화하기 위한 중앙 집중형 전송 스케줄링 기술이 존재한다. 하지만 현재 다양한 무선 전송 기술이 발달하면서 무선 방향성 전송 기술은 각 무선 기기의 필수적 기술이 되고 있다. 그리고 이러한 무선 방향성 전송을 이용하는 네트워크에서 기존 전방향성 전송 기반의 전송 스케줄링 기술을 적용할 수 있다. 하지만 기존 전방향성 전송 기반의 전송 스케줄링을 이용할 경우, 공간 재사용(Spatial reuse)을 장점으로 하는 방향성 전송 기술의 특징을 이용하지 못하여, 실제 전송 측면에서 시간, 공간, 주파수 측면에서 자원의 낭비를 초래한다.

[0005]

또한 각 노드들의 이동성을 고려하면, 전체 네트워크의 구조는 시간적으로 계속하여 변화하게 된다. 또한 실제 스케줄링 정보는 해당 네트워크의 구조에 따라 함께 변한다. 그러므로 시간에 따라 변화하는 네트워크에서의 최적 스케줄링 업데이트를 위한 기술의 고려가 반드시 필요하다. 스케줄링 업데이트를 고려하는 경우 네트워크 전체를 이용하는 글로벌 업데이트(Global update)와 지역적 정보만을 이용하는 지역적 업데이트(Local update)가 있다. 글로벌 업데이트의 경우 모든 노드의 정보를 이용하여 스케줄링 업데이트를 수행하기 때문에 성능 측면에서는 최적의 결과를 얻어낼 수 있다. 하지만 규모가 큰 네트워크에서 모든 정보를 이용함에 따라 해당 업데이트 기술의 복잡도와 업데이트 수행 시간 측면에서 그 효율이 떨어질 수 있다. 그러므로 글로벌 업데이트의 대안으로서 지역적 정보만을 수집하여 업데이트가 필요한 부분에 대해서만 수행하는 지역적 업데이트 기술이 사용된다. 지역적 업데이트의 경우 성능 측면에서는 최적의 성능을 얻기는 힘들지만, 기술의 복잡도와 업데이트 수행 시간 측면에서는 글로벌 업데이트 대비 상대적인 이점을 지닌다. 그리고 실제 시간적으로 변화하는 네트워크에서 빠르게 적응적으로 동작하는 스케줄링 기술에 대한 고려가 반드시 필요하다.

발명의 내용

해결하려는 과제

[0006]

본 발명이 해결하려는 과제는 각 무선 메쉬 노드 사이의 무분별한 전송에 의한 충돌을 회피하면서, 각 메쉬 노드에서 데이터 전송을 위한 지연 시간을 최소화할 수 있는 무선 이동 메쉬 네트워크에서 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법 및 장치를 제공하는 것이다.

[0007]

또한 무선 메쉬 노드의 이동성을 고려하여 빠른 스케줄링 업데이트를 제공할 수 있는 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법 및 장치를 제공하는 것을 본 발명이 해결하고자 하는 과제로 한다.

과제의 해결 수단

[0008]

본 발명의 한 실시 예에 따르면, 복수의 메쉬 노드를 포함하는 무선 이동 메쉬 네트워크의 스케줄링 노드에서 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법이 제공된다. 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법은 복수의 메쉬 노드간 형성된 복수의 링크에 대하여 서로 다른 두 링크에서 같은 시간에 데이터 전송의 가능 여부를 나타내는 링크 양립성 행렬을 생성하는 단계, 상기 링크 양립성 행렬을 이용하여 링크 기반 방향성 전송 스케줄링을 수행하는 단계, 상기 무선 이동 메쉬 네트워크의 변화가 발생한 경우, 지역적 업데이트의 범위를 계산하는 단계, 그리고 상기 지역적 업데이트의 범위에서 링크 양립성 행렬을 재생성하고, 재생성된 링크 양립성 행렬을 이용하여 링크 기반 방향성 전송 스케줄링을 수행하는 단계를 포함한다.

발명의 효과

[0009]

본 발명의 실시 예에 의하면, 링크 별로 활성화 가능성을 파악하여 공간적, 시간적 측면에서 자원을 효율적으로 이용함으로써 기존의 전방향성 전송 기반의 스케줄링 대비 전송 지연시간 측면에서 개선된 성능을 얻을 수 있다. 또한 지역적 업데이트 기술을 이용하여 글로벌 업데이트와 비슷한 성능을 유지하면서, 실제 업데이트 과정에서 낮은 계산 복잡도를 통하여 빠른 스케줄링 테이블의 업데이트를 가능하게 한다.

도면의 간단한 설명

[0010]

도 1은 본 발명의 실시 예에 따른 무선 이동 메쉬 네트워크를 개략적으로 나타낸 도면이다.

도 2는 본 발명의 실시 예에 따른 스케줄링 노드를 개략적으로 나타낸 도면이다.

도 3은 도 2에 도시된 링크 양립성 행렬 생성부의 링크 양립성 행렬 생성 방법을 나타낸 흐름도이다.

도 4 및 도 5는 각각 도 2에 도시된 스케줄링부의 중앙 집중형 전송 스케줄링 방법을 나타낸 흐름도이다.

도 6은 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트 방법을 나타낸 흐름도이다.

도 7은 본 발명의 실시 예에 따른 무선 이동 메쉬 네트워크의 다른 일 예를 개략적으로 나타낸 도면이다.

도 8은 본 발명의 실시 예에 따른 중앙 집중형 전송 스케줄링에 대한 결과와 변화한 네트워크 구조에서 지역적 업데이트를 수행하였을 때의 결과를 나타낸 도면이다.

도 9는 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트의 성능을 나타낸 도면이다.

도 10은 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트 수행 시의 전체 복잡도를 나타낸 도면이다.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

- [0011] 아래에서는 첨부한 도면을 참고로 하여 본 발명의 실시 예에 대하여 본 발명이 속하는 기술 분야에서 통상의 지식을 가진 자가 용이하게 실시할 수 있도록 상세히 설명한다. 그러나 본 발명은 여러 가지 상이한 형태로 구현될 수 있으며 여기에서 설명하는 실시 예에 한정되지 않는다. 그리고 도면에서 본 발명을 명확하게 설명하기 위해서 설명과 관계없는 부분은 생략하였으며, 명세서 전체를 통하여 유사한 부분에 대해서는 유사한 도면 부호를 붙였다.
- [0012] 명세서 및 청구범위 전체에서, 어떤 부분이 어떤 구성 요소를 "포함"한다고 할 때, 이는 특별히 반대되는 기재가 없는 한 다른 구성요소를 제외하는 것이 아니라 다른 구성 요소를 더 포함할 수 있는 것을 의미한다.
- [0013] 이제 본 발명의 실시 예에 따른 무선 이동 메쉬 네트워크에서 중앙 집중형의 링크 기반 방향성 전송 지원 스케줄링 방법 및 장치에 대하여 도면을 참고로 하여 상세하게 설명한다.
- [0014] 도 1은 본 발명의 실시 예에 따른 무선 이동 메쉬 네트워크를 개략적으로 나타낸 도면이다.
- [0015] 도 1을 참고하면, 무선 이동 메쉬 네트워크는 복수의 메쉬 노드(1~15)를 포함한다. 도 1에서는 15개의 메쉬 노드를 도시하였다.
- [0016] 메쉬 노드(1~15)는 적어도 하나의 이웃 메쉬 노드와 연결되어 있다. 메쉬 노드(1~15)는 직접 또는 간접적으로 인터넷에 연결되어 자신에게 접속된 단말에게 인터넷 서비스를 제공할 수 있다.
- [0017] 메쉬 노드(1~15)는 이웃 메쉬 노드와 링크를 형성할 수 있고, 이웃 메쉬 노드와 형성되어 있는 링크를 삭제할 수도 있다. 이때, 메쉬 노드(1~15) 중 두 메쉬 노드간 형성된 링크는 비대칭일 수 있다. 즉, 두 개의 메쉬 노드(1, 2)가 있을 때, 메쉬 노드(1)에서 메쉬 노드(2)로의 전송을 위한 링크와 메쉬 노드(2)에서 메쉬 노드(1)로의 전송을 위한 링크는 서로 다른 링크이다. 무선 메쉬 네트워크에서 이러한 모든 링크의 집합을 E라고 한다면, 전체 네트워크에 존재하는 링크의 수는 |E|로 표현할 수 있다.
- [0018] 메쉬 노드(1~15)는 MBAA(Multi-Beam Adaptive Array) 시스템을 이용하여 필요한 링크로의 방향성 전송을 지원할 수 있다.
- [0019] 메쉬 노드(1~15) 중 특정 노드 혹은 다른 특정 객체가 주변 혹은 전체 네트워크의 정보를 수신하여 링크 기반 방향성 전송을 지원하는 중앙 집중형 스케줄링을 수행하고, 이러한 중앙 집중형 스케줄링을 수행하는 노드 혹은 객체를 스케줄링 노드로 명명한다.
- [0020] 도 2는 본 발명의 실시 예에 따른 스케줄링 노드를 개략적으로 나타낸 도면이다.
- [0021] 도 2를 참고하면, 스케줄링 노드(200)는 입력 인터페이스(210), 링크 양립성 행렬 생성부(220), 스케줄링부(230), 출력 인터페이스(240), 제어부(250) 및 데이터베이스(260)를 포함한다.
- [0022] 입력 인터페이스(210)는 무선 이동 메쉬 네트워크의 각 노드(1~15)로부터 네트워크 정보 메시지(Network_Information_Message)를 수신한다. 네트워크 정보 메시지는 표 1과 같이 구성될 수 있다. 이러한 네트워크 정보 메시지는 각 노드(1~15)에서 자신이 전송 노드가 되는 링크에 대한 정보를 스케줄링 노드(200)에 알리는 역할을 한다.

표 1

[0023]

Syntax	Size	Notes
Network_Information_Message_format(){	-	-
Node ID	12 bits	
Scheduling node ID	12 bits	
Event	1 bits	0 : Periodical 1 : Event (Established or released links)
If(Event == 0){		
The number of links	4 bits	The number of links to neighbor nodes
For(i=0; i<The number of links; i++){		

Neighbor link ID	variable	
}		
}else{		
The number of transit links	4 bits	
For(i=0; i<The number of transit links; i++){		
Neighbor link ID	variable	
Transit status	1 bits	0 : Released 1 : Established
}		
}		

[0024] 즉, 각 노드(1~15)는 중앙 집중형 스케줄링을 위하여 네트워크 정보 메시지의 이벤트 플래그를 0으로 설정하여 스케줄링 노드(200)로 전송한다. 또한 각 노드(1~15)는 추가적인 링크가 생성되거나 혹은 기존의 링크가 삭제되면 네트워크 정보 메시지의 이벤트 플래그를 1로 설정하여 스케줄링 노드(200)로 전송함으로써, 스케줄링 노드(200)로 네트워크의 변화를 알린다.

[0025] 표 1에서, 링크 ID는 해당 링크에서의 전송 노드와 수신 노드를 바로 파악할 수 있도록 설정된다. 예를 들어, 전체 100개 미만의 메쉬 노드로 구성된 네트워크를 고려하는 경우, 메쉬 노드(1)에서 메쉬 노드(2)로의 링크의 ID는 '0102', 반대로 메쉬 노드(2)에서 메쉬 노드(1)로의 링크 ID는 '0201'과 같이 설정될 수 있다. 만약 100~1000개의 노드로 구성된 네트워크의 경우, 링크 ID는 각각 '001002', '002001'의 방식으로 설정될 수 있다. 이와 같이 링크 ID를 설정하면, 링크 ID만으로 해당 링크에서의 전송 노드와 수신 노드가 파악될 수 있다.

[0026] 링크 양립성 행렬 생성부(220)는 각 노드(1~15)로부터 수신된 네트워크 정보 메시지를 이용하여 링크 양립성 행렬(Link Compatibility Matrix) F^{DA} 을 생성한다. 링크 양립성 행렬의 각 원소는 f_{ij}^{DA} 로 표현하며, $f_{ij}^{DA} \in F^{DA}$ 의 관계를 지닌다. 행렬 F^{DA} 는 $L \times L$ 의 크기를 지니는 행렬이고, f_{ij}^{DA} 는 두 링크 i 와 j 가 같은 시간(슬롯)에서 데이터 전송의 가능 여부를 나타낸다. 즉 $f_{ij}^{DA}=0$ 이면 두 링크 i 와 j 가 동시에 충돌 없이 해당 링크를 이용하여 데이터 전송이 가능함을 의미하며, $f_{ij}^{DA}=1$ 인 경우 두 링크 i 와 j 가 동시에 데이터 전송을 위하여 활성화될 수 없음을 의미한다.

[0027] 스케줄링부(230)는 링크 양립성 행렬 F^{DA} 을 이용하여 링크 기반 방향성 전송 스케줄링을 수행한다. 링크 기반 방향성 전송 스케줄링은 수학적 1과 같이 전송 스케줄링 테이블의 효율성(ρ)을 최대화하는 것을 목표로 한다.

수학적 1

$$\begin{aligned} \text{Maximize} \quad & \rho = \frac{1}{LM} \sum_{m=1}^M \sum_{l=1}^L s_{ml}^{DA} \\ \text{Subject to} \quad & \sum_{m=1}^M \sum_{l=1}^L \sum_{j=1}^L f_{ij}^{DA} s_{mi}^{DA} s_{mj}^{DA} = 0 \\ & \sum_{m=1}^M \sum_{l=1}^L s_{ml}^{DA} \geq 1 \end{aligned}$$

[0028]

[0029] 수학적 1에서, S^{DA} 는 링크 스케줄링 행렬이며, 각 링크의 활성화를 나타낸다. S^{DA} 는 $M \times L$ 의 행렬 크기를 지니며, M 은 구성되는 한 프레임(Frame)의 스케줄링 테이블에서 전체 타임 슬롯(Slot)의 수를 의미하며, $s_{ml}^{DA} \in S^{DA}$ 의 관계를 가진다. 만약 $s_{ml}^{DA} \in S^{DA}=1$ 이라면, l 번째 링크는 m 번째 타임 슬롯에서 활성화되어 데이터 전송에 이용될 수 있음을 의미한다. 반대로 $s_{ml}^{DA} \in S^{DA}=0$ 인 경우, l 번째 링크는 m 번째 타임 슬롯에서는 활성화 될 수 없음을 의미한다.

[0030] 스케줄링부(230)는 스케줄링 테이블의 효율성(ρ)을 최대화하기 위하여 다음의 두 가지 제한 사항을 고려한다. 첫째, 노드간 전송에서 발생할 수 있는 충돌을 회피하기 위한 조건으로 $f_{ij}^{DA}=1$ 의 관계를 지니는 두 링크 i 와 j

는 절대 동시에 활성화 될 수 없도록 제한한다. 둘째, 네트워크에 존재하는 모든 링크에게 활성화 기회를 주기 위하여 한 프레임 내에서 모든 링크는 적어도 한 번 이상의 활성화 기회를 가지도록 한다.

[0031] 스케줄링부(230)는 수학적 1의 목적 함수와 두 가지 제한 사항을 기반으로 링크 양립성 행렬 F^{DA} 을 이용해서 방향성 전송을 고려하는 시분할 다중접속 기반의 중앙 집중형 전송 스케줄링을 수행한다. 이때 스케줄링부(230)는 SVC(Sequential Vertex Coloring)을 기반 기술로서 이용한다.

[0032] 출력 인터페이스(240)는 제어부(250)의 제어에 따라서 스케줄링 정보 메시지(Scheduling_Information_Message)를 각 노드(1~15)로 전송한다. 스케줄링 정보 메시지는 스케줄링 테이블에 대한 정보를 포함하며, 표 2와 같이 구성될 수 있다.

표 2

Syntax	Size	Notes
Scheduling_Information_Message_format(){	-	-
Scheduling node ID	12 bits	
Node ID	12 bits	
The number of allocated slots	4 bits	
For(i=0; i< The number of allocated slots; i++){		
Allocated slot number	4 bits	
Allocated link ID	variable	
}		
}		

[0034] 제어부(250)는 중앙 집중형 전송 스케줄링을 위하여 입력 인터페이스(210), 링크 양립성 행렬 생성부(220), 스케줄링부(230) 및 출력 인터페이스를 제어한다.

[0035] 제어부(250)는 스케줄링부(230)의 중앙 집중형 전송 스케줄링 정보를 스케줄링 테이블에 저장한다. 또한 제어부(250)는 메쉬 노드(1~15)의 이동으로 인해서 무선 이동 메쉬 네트워크의 구조가 변경되면, 스케줄링 테이블을 업데이트한다. 이때 제어부(250)는 실제 업데이트가 필요한 노드 혹은 링크에 대해서만 업데이트를 수행하는 지역적 업데이트(Local update)를 수행한다. 제어부(250)는 지역적 업데이트를 위해 지역적 업데이트의 범위를 계산하고, 해당 업데이트 범위에 대해서만 중앙 집중형 전송 스케줄링을 수행하도록 링크 양립성 행렬 생성부(220) 및 스케줄링부(230)를 제어할 수 있다.

[0036] 데이터베이스(260)는 스케줄링 테이블을 포함한다. 스케줄링 테이블은 스케줄링부(230)의 중앙 집중형 전송 스케줄링에 따른 각 노드(1~15)의 스케줄링 정보를 포함한다.

[0037] 도 3은 도 2에 도시된 링크 양립성 행렬 생성부의 링크 양립성 행렬 생성 방법을 나타낸 흐름도이다.

[0038] 도 3을 참고하면, 링크 양립성 행렬 생성부(220)는 각 노드(1~15)로부터 네트워크 정보 메시지를 통해서 각 노드(1~15)가 전송 노드가 되는 링크에 대한 정보를 수신한다(S302).

[0039] 링크 양립성 행렬 생성부(220)는 각 노드(1~15)로부터의 네트워크 정보 메시지를 통해 네트워크 전체 구조에 대한 정보를 수집하고, 네트워크 전체 구조에 대한 정보를 바탕으로 링크 양립성 행렬 F^{DA} 을 생성한다.

[0040] 링크 양립성 행렬 F^{DA} 을 생성하기 위한 알고리즘은 표 3과 같으며, 표 3의 알고리즘은 도 3과 같이 나타낼 수 있다.

표 3

[0041]

링크 양립성 행렬 알고리즘
<p>[S304] i번째 링크를 선택한다. ($i \in \{1, \dots, L\}$)</p> <p>[S306] 선택한 i번째 링크에 해당하는 각각의 전송 노드(i_{tx})와 수신 노드(i_{rx})를 찾는다.</p> <p>[S308] j번째 링크에 해당하는 각각의 전송 노드(j_{tx})와 수신 노드(j_{rx})를 찾는다.</p> <p>[S310~S314] 만약 ($j_{rx} = i_{tx} \mid j_{tx} = i_{rx}$)를 만족하면, $f_{ij}^{DA} = 1$로 설정한다.</p> <p>위의 조건을 만족하지 않으면, $f_{ij}^{DA} = 0$으로 설정한다.</p> <p>[S316] $j \neq i$를 만족하는 다른 모든 링크 j에 대하여 [S308]과 [S310~S314]의 과정을 반복한다.</p> <p>[S318] 만약 $i \neq L$인 경우, 다른 링크에 대하여 단계 1부터 반복한다.</p> <p>모든 링크에 대하여 수행한 경우, 본 과정을 마친다.</p>

[0042]

링크 양립성 행렬 생성부(220)는 먼저 i번째 링크를 선택한다($i \in \{1, \dots, L\}$)(S304).

[0043]

링크 양립성 행렬 생성부(220)는 선택한 i번째 링크에 해당하는 각각의 전송 노드(i_{tx})와 수신 노드(i_{rx})를 찾는다(S306). 이때 링크 양립성 행렬 생성부(220)는 i번째 링크의 식별자를 통해서 전송 노드(i_{tx})와 수신 노드(i_{rx})를 확인할 수 있다.

[0044]

링크 양립성 행렬 생성부(220)는 $j \neq i$ 를 만족하는 j번째 링크에 해당하는 각각의 전송 노드(j_{tx})와 수신 노드(j_{rx})를 찾는다(S308).

[0045]

링크 양립성 행렬 생성부(220)는 ($j_{rx} = i_{tx} \mid j_{tx} = i_{rx}$)의 조건을 만족하면(S310), $f_{ij}^{DA} = 1$ 로 설정하고(S312), ($j_{rx} = i_{tx} \mid j_{tx} = i_{rx}$)의 조건을 만족하지 않으면 $f_{ij}^{DA} = 0$ 으로 설정한다(S314).

[0046]

링크 양립성 행렬 생성부(220)는 $j \neq i$ 를 만족하는 다른 모든 링크 j에 대하여 단계(S308~ S314)를 수행한다(S316).

[0047]

또한 링크 양립성 행렬 생성부(220)는 모든 링크에 대하여 단계(S302~S312)를 수행함으로써(S318), 링크 양립성 행렬 F^{DA} 를 생성한다(S320).

[0048]

도 4 및 도 5는 각각 도 2에 도시된 스케줄링부의 중앙 집중형 전송 스케줄링 방법을 나타낸 흐름도이다.

[0049]

중앙 집중형 전송 스케줄링 방법은 SVC를 기반 기술로서 이용하며, 크게 두 개의 단계(Phase)로 구성된다.

[0050]

첫 번째 단계(Phase 1)에서는 모든 링크가 모두 한 번씩의 활성화 기회를 갖도록 하면서, 한 프레임에 존재하는 타임 슬롯의 수 M을 최소화하는 역할을 한다. 이어서 두 번째의 단계(Phase 2)를 통하여 추가로 이용 가능한 자원을 활용하여 전송 스케줄링 테이블의 효율성을 최대화한다.

[0051]

중앙 집중형 전송 스케줄링을 위한 알고리즘은 표 4와 같으며, 표 4의 알고리즘은 도 4 및 도 5와 같이 나타낼 수 있다.

표 4

[0052]

중앙 집중형 전송 스케줄링 알고리즘
<p>[초기 설정] $M = 1$.</p> <p>[Phase 1]</p> <p>[단계 1] $\sum_{vj} f_{ij}^{DA}$ ($\forall i \in \{1, \dots, L\}, \forall j \in \{1, \dots, L\}$)의 값에 대하여 내림차 순으로 l를 정렬, $l = 1$.</p> <p>[단계 2] '단계 1'에서 정렬된 링크 집합에서 l번째 링크 선택.</p> <p>[단계 3] $m = 1$에서 M까지 반복</p> <p>[단계 3-1] 만약 $CH(l, m) = 1$이면, $s_{ml}^{DA} = 1$.</p> <p>위 조건과 다르게 ($m = M$)을 만족하면, $M \leftarrow M + 1$, $s_{ml}^{DA} = 1$.</p> <p>$l \neq L$ $l \leftarrow l + 1$</p> <p>[단계 4] 만약 $l = L$이면, 그리고 '단계 2'로 진행.</p> <p>위의 조건을 만족하지 않으면 'Phase 1' 종료.</p> <p>[Phase 2]</p> <p>[단계 1] $\sum_{vj} f_{ij}^{DA}$ ($\forall i \in \{1, \dots, L\}, \forall j \in \{1, \dots, L\}$)의 값에 대하여 오름차 순으로 l를 정렬, $l = 1$.</p> <p>[단계 2] '단계 1'에서 정렬된 링크 집합에서 l번째 링크 선택.</p> <p>[단계 3] $m = 1$에서 M까지 반복</p> <p>[단계 3-1] 만약 ($CH(l, m) = 1 \& s_{ml}^{DA} = 0$)이면, $s_{ml}^{DA} = 1$.</p> <p>$l \neq L$ $l \leftarrow l + 1$</p> <p>[단계 4] 만약 $l = L$이면, 그리고 '단계 2'로 진행.</p> <p>위의 조건을 만족하지 않으면 'Phase 2' 종료.</p> <p>[Check Function, $CH(l, m)$]</p> <p>[단계 1] $C = \{j : f_{ij}^{DA} = 1, \forall j\}$의 조건을 만족하는 집합을 검색.</p> <p>[단계 2] 만약 $\sum_{i \in \{l, C\}} s_{mi}^{DA} = 0$이면, 1을 반환.</p> <p>위 조건을 만족하지 않으면 0을 반환.</p>

[0053]

표 4 및 도 4를 참고하면, 스케줄링부(230)는 초기 설정 단계로 $M=1$ 로 설정한다(S400).

[0054]

다음, 스케줄링부(230)는 첫 번째 단계(Phase 1)를 시작한다(S404).

[0055]

첫 번째 단계(Phase 1)에 대하여 구체적으로 설명하면, 스케줄링부(230)는 $\sum_{vj} f_{ij}^{DA}$ ($\forall i \in \{1, \dots, L\}, \forall j \in \{1, \dots, L\}$)의 값에 대하여 내림차순으로 i 를 정렬한다(S404). l 은 1로 설정된다.

[0056]

스케줄링부(230)는 단계(S404)에서 정렬된 링크 집합에서 l 번째 링크를 선택한다(S406). 스케줄링부(230)는 $CH(l, m)=1$ 이면(S408), $s_{ml}^{DA}=1$ 로 설정하고(S410), $m=M$ 을 만족하면(S412), M 을 ($M+1$)로 갱신하고(S414), $s_{ml}^{DA}=1$ 로 설정한다(S416). 이때 $CH(l, m)$ 는 $\sum_{i \in \{l, C\}} s_{mi}^{DA} = 0$ 이면 1을 반환하고, 그렇지 않으면 0을 반환하는 함수로서, C 는 $\{j : f_{ij}^{DA} = 1, \forall j\}$ 의 조건을 만족하는 집합이다.

[0057]

스케줄링부(230)는 m 을 1부터 M 까지 단계(S408~S416)를 수행한다(S418).

[0058]

스케줄링부(230)는 $l \neq L$ 이면(S420), 스케줄링부(230)는 l 을 ($l+1$)로 갱신하고(S422), 단계(S406)를 수행하며, $l=L$ 이면 단계(Phase 1)를 종료한다(S424).

[0059]

도 5를 참고하면, 스케줄링부(230)는 단계(Phase 1)가 종료되면, 두 번째 단계(Phase 2)를 시작한다(S502).

[0060]

두 번째 단계(Phase 2)를 구체적으로 설명하면, 스케줄링부(230)는 스케줄링부(230)는 $\sum_{vj} f_{ij}^{DA}$ ($\forall i \in \{1, \dots, L\}, \forall j \in \{1, \dots, L\}$)의 값에 대하여 오름차순으로 i 를 정렬한다(S504). l 은 1로 설정된다.

[0061]

스케줄링부(230)는 단계(S504)에서 정렬된 링크 집합에서 l 번째 링크를 선택한다(S506). 스케줄링부(230)는

CH(1,m)=1이고 $s_{ml}^{DA}=0$ 이면(S508), $s_{ml}^{DA}=1$ 로 설정하며(S510), m을 1부터 M까지 단계(S424~S426)를 수행한다(S512).

[0062] 스케줄링부(230)는 $l \neq L$ 이면(S514), l을 (l+1)로 갱신하고(S516), 단계(S506)를 수행하며, $l=L$ 이면 두 번째 단계(Phase 2)를 종료한다(S518).

[0063] 이와 같은 단계를 이용하여 시분할 다중접속 기반의 무선 메쉬 네트워크에서 방향성 전송을 지원하는 중앙 집중형 전송 스케줄링을 가능하게 할 수 있다.

[0064] 기존의 스케줄링 기술이 노드 자체에 타임 슬롯을 할당하여 각 노드의 전송을 보장하는 반면, 본 발명의 실시예에 따른 중앙 집중형 전송 스케줄링 기술은 효율적인 방향성 전송의 지원을 위하여 네트워크에 존재하는 각각의 링크에 타임 슬롯을 할당하여 링크 별로 지정된 시간에 활성화를 가능하게 할 수 있다.

[0065] 스케줄링 테이블은 실제 존재하는 네트워크 구조에 따라 변화게 된다. 시간에 따라 변화하는 이동 네트워크를 고려하는 경우, 이전 네트워크 구조에서 충돌 없이 조건을 만족하는 스케줄링 테이블을 획득하였다고 해도 이후 변경된 네트워크 구조에서는 기존의 스케줄링 테이블을 이용할 경우 충돌이 발생할 수 있다. 혹은 충돌이 발생하지 않는 경우를 고려한다고 해도 해당 네트워크에 최적인 스케줄링 테이블을 이용하지 못하는 경우도 있다. 그러므로 만약 네트워크의 구조가 변경된다면 바뀐 네트워크에서의 최적 스케줄링을 지원하기 위하여 새롭게 스케줄링 테이블을 업데이트하는 과정이 반드시 필요하다. 먼저 스케줄링 테이블의 업데이트 과정에서 전체 네트워크 구조에 따라서 모든 것을 업데이트하는 글로벌 업데이트(Global update) 방식을 고려할 수 있다. 이러한 글로벌 업데이트는 주어진 네트워크 구조에 맞는 최선의 스케줄링 테이블을 제공할 수 있다. 하지만 노드의 수가 많은 큰 네트워크를 고려하는 경우, 이러한 글로벌 업데이트는 그 복잡성 때문에 업데이트 과정에서 매우 많은 시간을 필요로 할 수 있다. 따라서 제어부(250)는 복잡도와 시간적 문제를 지닌 글로벌 업데이트가 아닌, 실제 업데이트가 필요한 노드 혹은 링크에 대해서만 업데이트를 수행하는 지역적 업데이트를 제어한다.

[0066] 도 6은 본 발명의 실시예에 따른 지역적 업데이트 방법을 나타낸 흐름도이다.

[0067] 도 6을 참고하면, 제어부(250)는 시간에 따라 새롭게 추가된 링크 혹은 끊어진 링크로부터 h홉 이내의 링크의 스케줄링 업데이트를 결정한다(S602). 변경된 링크 i에 대하여 h홉 이내에 존재하는 링크의 집합을 L로 정의한다.

[0068] 제어부(250)는 이동성 환경에서 네트워크 환경 혹은 조건에 따라 업데이트 범위를 계산한다(S604). N개의 메쉬 노드가 존재하는 네트워크에서 메쉬 노드 i의 속력을 v_i 라 정의하고, 각 메쉬 노드가 지닐 수 있는 최고 속력을 v_{max} 라 하며, 지역적 업데이트를 위한 최대 홉 수를 h_{max} 라고 정의한다. 이때 이동 메쉬 네트워크에서의 업데이트 범위는 수학적 식 2와 같이 계산될 수 있다.

수학적 식 2

$$h_i(v_i, N) = \left\lceil \frac{v_{max} - v_i}{v_{max}} \sum_{k=0}^{h_{max}} u \left(N - \frac{N_t(1 - x^{k-1})}{1 - x} \right) \right\rceil$$

[0069]

[0070] 수학적 식 2에서 u(t)는 $t \geq 0$ 의 조건에서 1의 값을 갖고, 나머지 조건에서는 0의 값을 갖는다.

[0071] 제어부(250)는 계산된 업데이트 범위에서 h홉의 지역적 업데이트를 수행하기 위하여 i번째 메쉬 노드에서 링크의 변화를 확인한다(S606).

[0072] 제어부(250)는 i번째 메쉬 노드의 속력 v_i 를 확인한다(S608).

[0073] 제어부(250)는 계산한 업데이트 범위 $h_i(v_i, N)$ 로부터 업데이트가 필요한 링크의 집합 \mathbb{L} 을 찾고(S610), 링크 양립성 행렬 생성부(220) 및 스케줄링부(230)로 링크의 집합 \mathbb{L} 을 전송한다.

[0074] 링크 양립성 행렬 생성부(220)는 링크 양립성 행렬 알고리즘을 이용하여 변화된 링크에 맞는 링크 양립성 행렬을 재생성한다(S612).

[0075] 스케줄링부(230)는 집합 \mathbb{L} 에 포함된 링크에 할당된 모든 타임슬롯을 해제한다(S614). 즉, $l \in \mathbb{L}$ 이고 $\forall m$ 이면 $s_{ml}^{DA} = 0$ 으로 설정된다. 그리고 스케줄링부(230)는 어떤 링크에도 할당되지 않은 타임슬롯을 제거한다(S616).

[0076] 다음, 스케줄링부(230)는 집합 \mathbb{L} 에 대해서만 중앙 집중형 전송 스케줄링 알고리즘을 이용하여 중앙 집중형 전송 스케줄링을 수행한다(S618).

[0077] 제어부(250)는 스케줄링 테이블에 업데이트가 필요한 링크의 집합 \mathbb{L} 에 대한 스케줄링 정보를 업데이트한다(S620).

[0078] 글로벌 업데이트에서 업데이트를 위한 전체 계산 복잡도는 $O(L^3)$ 로 나타낼 수 있고, 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트의 전체 계산 복잡도는 $O(|\mathbb{L}|^3)$ 로 나타낼 수 있다. 이때 $|\mathbb{L}| \leq L$ 의 관계를 가지므로, 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트는 글로벌 업데이트에 비해 적은 복잡도를 가지고 보다 빠르게 업데이트를 수행할 수 있다.

[0079] 또한 추가적인 성능의 지표로 데이터 전송을 위한 지연 시간이 고려될 수 있다. 본 발명의 실시 예에 따른 스케줄링 방법으로부터 결정되는 스케줄링 테이블을 고려하여 서비스율(Service rate)을 측정할 수 있고, 서비스율로부터 P-K(Pollaczek-Khinchin) 계산법을 통하여 데이터 전송을 위한 지연 시간을 확인할 수 있다. 전체 평균 데이터 전송 지연시간(D)은 수학식 3과 같이 표현될 수 있다.

수학식 3

[0080]
$$D = \sum_{\forall i} \lambda_i D_i / \sum_{\forall i} \lambda_i$$

[0081] 여기서 λ_i 는 데이터 패킷의 도착률(Arrival rate)을 의미하고, 각각의 노드 i에 대하여 각 노드에서의 데이터 전송 지연 시간(D_i)은 수학식 4와 같이 표현될 수 있다.

수학식 4

[0082]
$$D_i = \frac{1}{\mu_i} + \frac{(\lambda_i / \mu_i)^2}{2\lambda_i(1 - \lambda_i / \mu_i)}$$

[0083] 여기서, μ_i 는 노드 i에서의 서비스율을 나타내며, 수학식 5와 같이 나타낼 수 있다.

수학식 5

[0084]
$$\mu_i = \sum_{\forall m} s_{mi}$$

[0085]
$$s_{mi} = \phi(\sum_{l \in \mathcal{N}_i} s_{ml}^{DA})$$

[0086] 여기서 \mathcal{N}_i 는 노드 i에 연결된 링크의 집합을 의미하며, $\phi(i)$ 는 $t > 0$ 의 조건을 만족하면 1, 그렇지 않으면 0의 값을 갖는다.

[0087] 도 7은 본 발명의 실시 예에 따른 무선 이동 메쉬 네트워크의 다른 일 예를 개략적으로 나타낸 도면이다.

[0088] 도 7에 도시한 바와 같이, 무선 이동 메쉬 네트워크는 40개의 메쉬 노드(1~40)를 포함할 수 있으며, 40개의 메쉬 노드(1~40)는 각각 적어도 하나의 이웃 메쉬 노드와 링크를 통해 연결되어 있다.

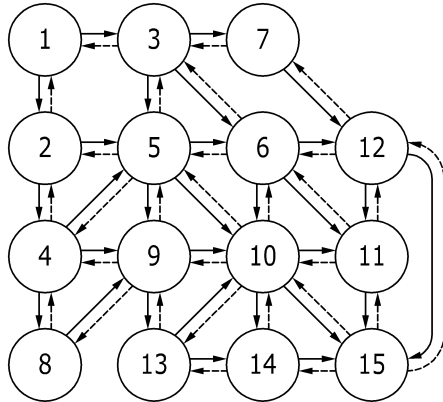
[0089] 도 8은 본 발명의 실시 예에 따른 중앙 집중형 전송 스케줄링에 대한 결과와 변화한 네트워크 구조에서 지역적 업데이트를 수행하였을 때의 결과를 나타낸 도면이다. 도 8에서는 도 1 및 도 7에 도시된 무선 이동 메쉬 네트

워크에서 중앙 집중형 전송 스케줄링에 대한 결과와 지역적 업데이트를 수행하였을 때의 결과를 도시하였다.

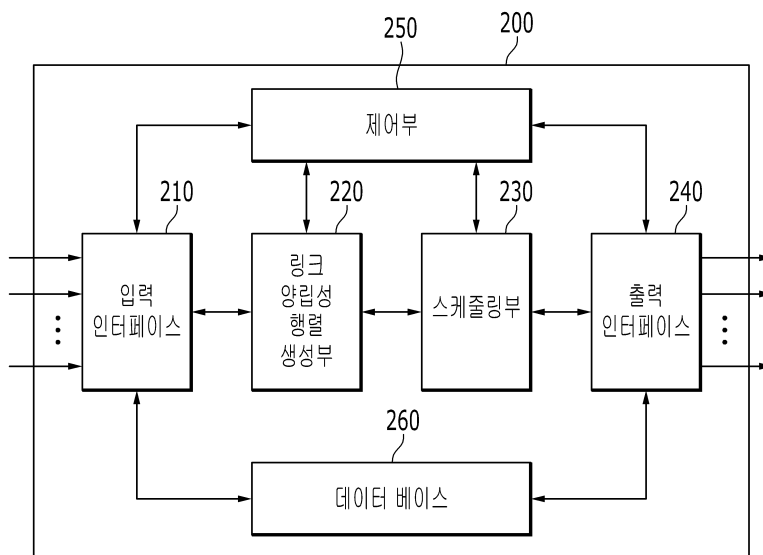
- [0090] 도 8에서, 'DALSS'는 본 발명의 실시 예에 따른 중앙 집중형의 스케줄링을 수행하였을 때의 지연시간에 대한 결과를 나타낸다. 그리고 지역적 업데이트에 대한 성능에서 'Established link'는 기존의 네트워크 구조에서 추가적인 1개의 링크가 생성되었을 경우, 변화된 네트워크 토폴로지에서 지역적 업데이트를 수행하였을 때의 결과를 의미한다. 또한 'Released link'는 기존의 네트워크 구조에서 존재하는 1개의 링크가 끊어졌을 경우, 변화된 네트워크 토폴로지에서 지역적 업데이트를 수행하였을 때의 결과를 의미하고, 'All case'는 위의 두 경우를 모두 고려하였을 때의 결과를 의미한다.
- [0091] 도 8을 참고하면, 무선 이동 메쉬 네트워크 구조에서 추가적인 링크가 생성된 경우, 추가적인 간섭의 가능성으로 인하여 지역적 업데이트 수행 시 지연 시간 측면에서 성능이 열화 되는 것을 확인할 수 있다. 반대로 무선 이동 메쉬 네트워크에서 링크가 끊어지는 경우에는 간섭의 감소로 인하여 추가적인 스케줄링 할당의 가능성이 있기 때문에 지연 시간 측면에서 성능이 좋아지는 효과를 확인할 수 있다.
- [0092] 도 9는 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트의 성능을 나타낸 도면이다. 도 9에서는 도 1 및 도 7에 도시된 무선 이동 메쉬 네트워크에서 하나의 링크를 추가하고 다른 하나의 링크를 끊었을 때의 글로벌 업데이트 및 1홉에서 3홉까지의 지역적 업데이트에 대한 평균적인 성능의 변화를 나타낸 그래프도이다.
- [0093] 도 9에서 확인할 수 있듯이, 지역적 업데이트를 이용하는 경우, 전송 지연시간 측면에서의 성능은 글로벌 업데이트의 경우보다 좋지 않음을 확인할 수 있다. 이는 글로벌 업데이트가 모든 정보를 이용해서 최적의 결과를 유추할 수 있기 때문에 이러한 현상이 나타난다. 하지만 지역적 업데이트를 위한 범위를 늘릴수록 업데이트를 위한 정보가 많은 것을 의미하고, 이로부터 제안하는 지역적 업데이트의 성능이 글로벌 업데이트의 성능과 점차 비슷해지는 경향을 확인할 수 있다.
- [0094] 도 10은 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트 수행 시의 전체 복잡도를 나타낸 도면이다.
- [0095] 도 10의 결과를 위하여 가우스-마코브(Gauss-Markov) 이동성 모델을 이용하였으며, 각각의 메쉬 노드는 평균 속도 20 m/s(혹은 40 m/s)로 이동하며, 1000초 동안 시뮬레이션을 진행하였다. 성능 곡선에서 정의하는 복잡도는 전체 시뮬레이션 시간 동안 업데이트가 수행된(혹은 필요한) 링크의 수로 정의한다.
- [0096] 도 10을 참고하면, 50개 메쉬 노드로 구성된 무선 이동 메쉬 네트워크에서 50개 메쉬 노드가 20m/s의 평균 속도를 가질 때, 본 발명의 실시 예에 따른 지역적 업데이트를 적용할 경우 글로벌 업데이트 대비 약 50%의 복잡도를 가지며, 40m/s의 경우에도 약 66.6% 정도의 복잡도를 가지는 것을 확인할 수 있다.
- [0097] 이와 같이, 지역적 업데이트를 이용하는 경우에도 글로벌 업데이트를 이용하는 경우와 지연 시간 측면에서도 비슷한 성능을 유지하면서 계산 복잡도 측면에서도 확실한 이득을 통하여 변화하는 네트워크에 빠르게 적응하는 장점을 지니는 것을 확인할 수 있다.
- [0098] 본 발명의 실시 예는 이상에서 설명한 장치 및/또는 방법을 통해서만 구현되는 것은 아니며, 본 발명의 실시 예의 구성에 대응하는 기능을 실현하는 프로그램 또는 그 프로그램이 기록된 기록 매체를 통해 구현될 수도 있으며, 이러한 구현은 앞서 설명한 실시 예의 기재로부터 본 발명이 속하는 기술 분야의 전문가라면 쉽게 구현할 수 있는 것이다.
- [0099] 이상에서 본 발명의 실시 예에 대하여 상세하게 설명하였지만 본 발명의 권리 범위는 이에 한정되는 것은 아니고 다음의 청구범위에서 정의하고 있는 본 발명의 기본 개념을 이용한 당업자의 여러 변형 및 개량 형태 또한 본 발명의 권리 범위에 속하는 것이다.

도면

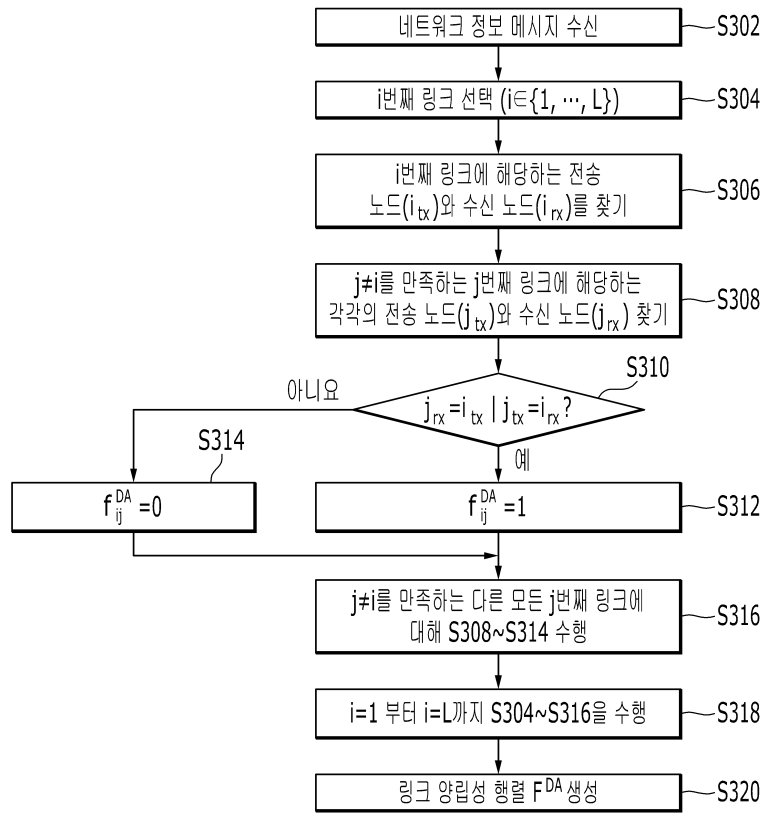
도면1



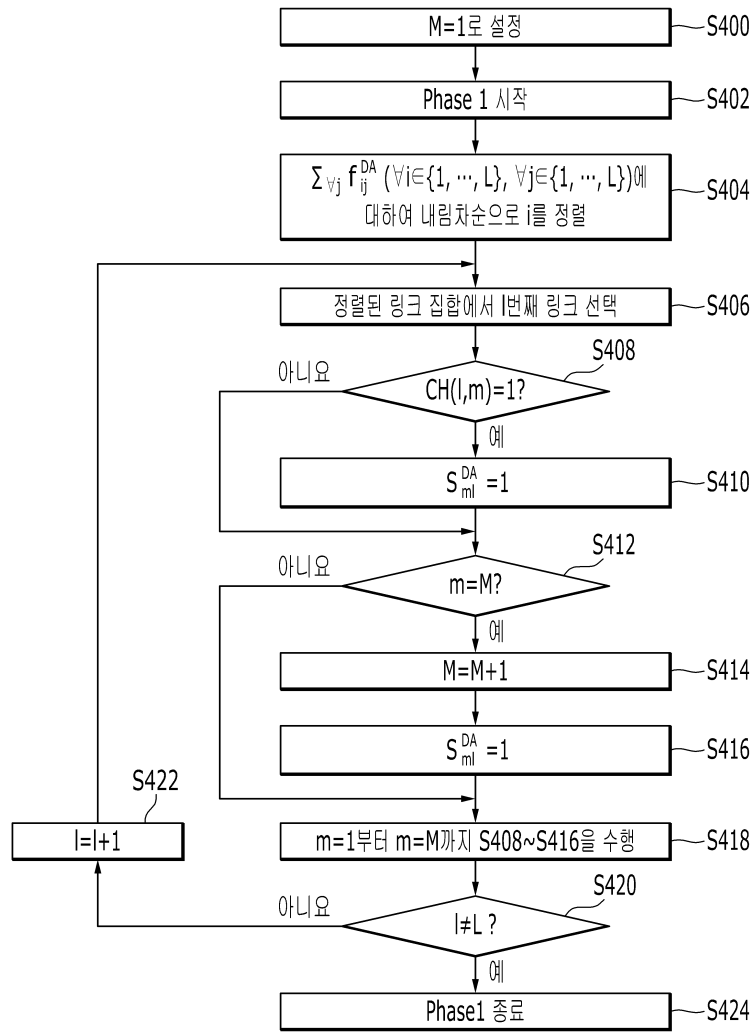
도면2



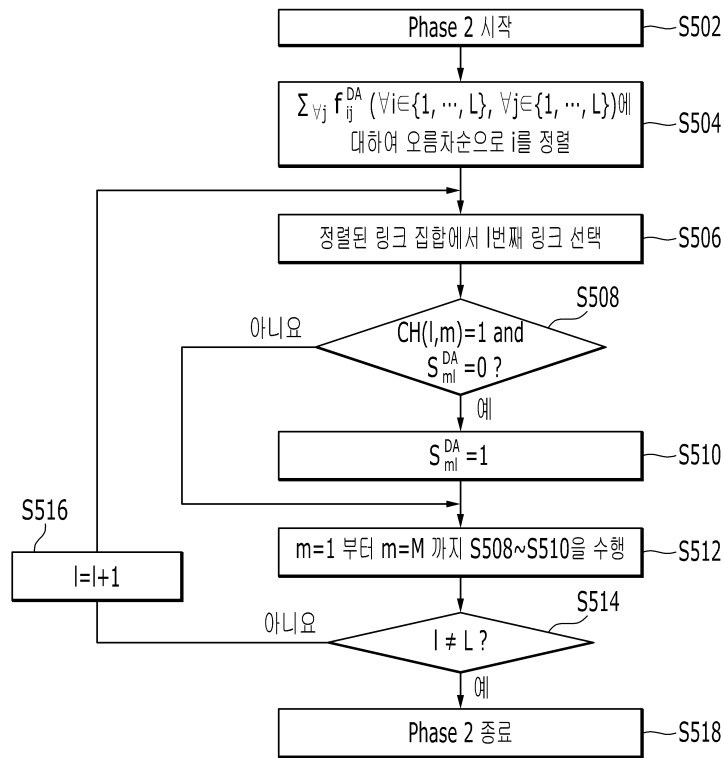
도면3



도면4



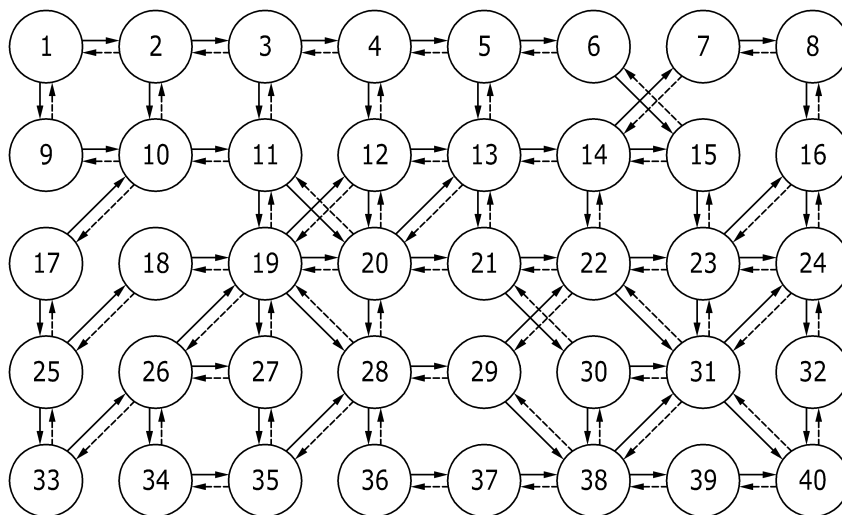
도면5



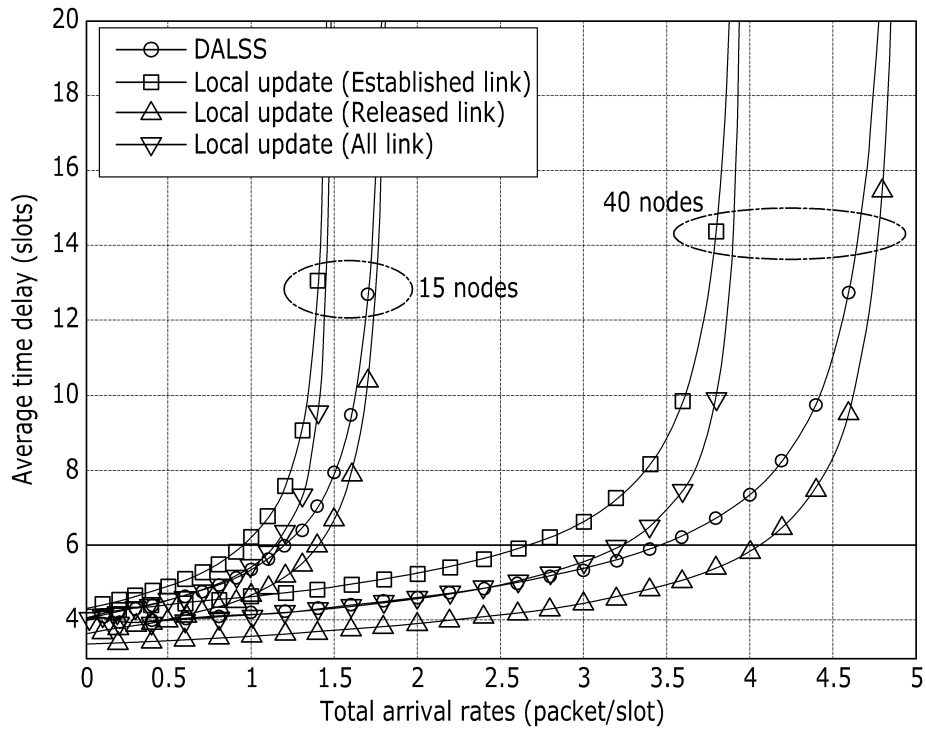
도면6



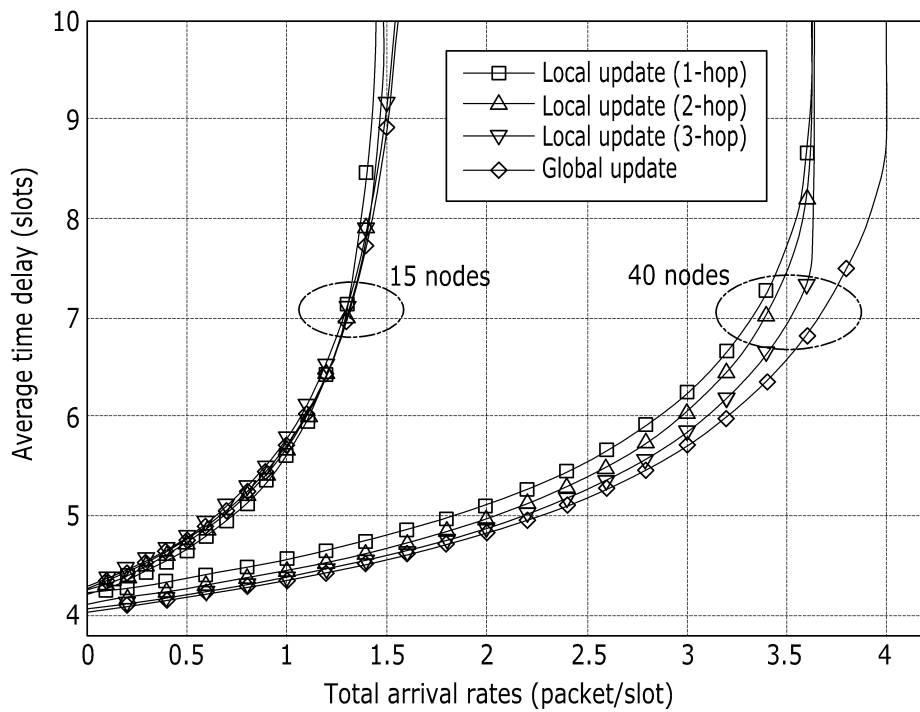
도면7



도면8



도면9



도면10

