



(19) 대한민국특허청(KR)
(12) 공개특허공보(A)

(11) 공개번호 10-2012-0029088
(43) 공개일자 2012년03월26일

(51) 국제특허분류(Int. Cl.)
H04W 74/08 (2009.01) H04L 12/28 (2006.01)
(21) 출원번호 10-2010-0090939
(22) 출원일자 2010년09월16일
심사청구일자 없음

(71) 출원인
주식회사 케이티
경기도 성남시 분당구 불정로 90 (정자동)
고려대학교 산학협력단
서울 성북구 안암동5가 1
(72) 발명자
박진수
경기도 성남시 분당구 동판교로 275, 101동 503호
(삼평동, 붓들마을)
배윤한
서울특별시 중랑구 사가정로71길 19, 1동 1203호
(면목동, 용마한신아파트)
(뒷면에 계속)
(74) 대리인
특허법인 신성

전체 청구항 수 : 총 9 항

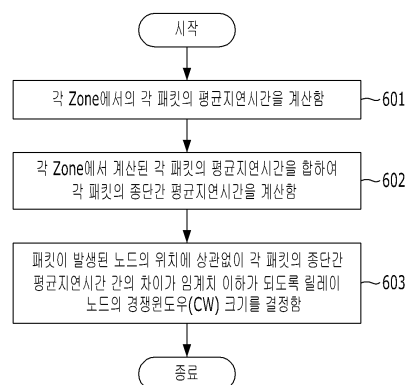
(54) 발명의 명칭 무선 메쉬 네트워크에서 위치에 무관한 중단간 지연을 위한 경쟁윈도우 크기 결정 방법

(57) 요약

본 발명은 무선 메쉬 네트워크에서 위치에 무관한 중단간 지연을 위한 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 관한 것으로, 메쉬 노드의 위치에 상관없이(즉, 게이트웨이로부터 떨어진 홉 수에 상관없이) 각 노드에서 발생된 데이터의 중단간 지연시간(예 : 중단간 평균지연시간)을 거의 같게 하기 위한 경쟁윈도우 크기 결정 방법을 제공하고자 한다.

이를 위하여, 본 발명은 경쟁윈도우 크기 결정 시스템에서의 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 있어서, 각 존(이하, "Zone"이라 함)에서의 각 패킷의 지연시간을 계산하는 제 1 연산 단계; 상기 각 Zone에서 계산된 각 패킷의 지연시간을 합하여 각 패킷의 중단간 지연시간을 계산하는 제 2 연산 단계; 및 각 패킷이 발생된 노드의 위치에 상관없이 상기 계산된 각 패킷의 중단간 지연시간 간의 차이가 임계치 이하가 되도록 릴레이 노드의 경쟁윈도우(CW) 크기를 결정하는 경쟁윈도우 크기 결정 단계를 포함한다.

대표도 - 도6



(72) 발명자

최봉대

서울특별시 동대문구 천장산로9가길 7 (이문동)

김경재

서울특별시 성북구 삼선교로24길 54, 2층 201호 (삼선동5가)

특허청구의 범위

청구항 1

경쟁윈도우 크기 결정 시스템에서의 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 있어서,

각 존(이하, "Zone"이라 함)에서의 각 패킷의 지연시간을 계산하는 제 1 연산 단계;

상기 각 Zone에서 계산된 각 패킷의 지연시간을 합하여 각 패킷의 종단간 지연시간을 계산하는 제 2 연산 단계;
및

각 패킷이 발생된 노드의 위치에 상관없이 상기 계산된 각 패킷의 종단간 지연시간 간의 차이가 임계치 이하가 되도록 릴레이 노드의 경쟁윈도우(CW) 크기를 결정하는 경쟁윈도우 크기 결정 단계

를 포함하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

청구항 2

제 1 항에 있어서,

상기 경쟁윈도우 크기 결정 단계는,

상기 릴레이 노드의 최상위 우선순위 클래스 버퍼부터 최하위 우선순위 클래스 버퍼의 순서대로 최소 경쟁윈도우(CW) 값부터 최대 경쟁윈도우(CW) 값을 할당하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

청구항 3

제 1 항 또는 제 2 항에 있어서,

상기 각 패킷의 지연시간은 각 패킷의 평균지연시간이고, 상기 각 패킷의 종단간 지연시간은 각 패킷의 종단간 평균지연시간인 것을 특징으로 하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

청구항 4

제 3 항에 있어서,

상기 제 1 연산 단계는,

하기의 [수학식 5]와 같이 상기 각 패킷의 평균지연시간을 계산하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

[수학식 5]

$$E[A_{i,k}] = \frac{\lambda_k E[S_k^2]}{2(1 - \rho_k)} + E[S_k]$$

(여기서, λ_k 는 우선순위 클래스 k의 버퍼로 유입되는 패킷의 도착 레이트(rate), ρ_k 는 우선순위 클래스 k의 버퍼의 트래픽 로드(서버의 비지 확률), $E[S_k]$ 는 상기 우선순위 클래스 버퍼 k의 패킷이 백오프 과정의 시작부터 성공적으로 패킷을 전송할 때까지 걸리는 HoL-delay S_k 의 1차 모멘트(평균), $E[S_k^2]$ 은 HoL-delay S_k 의 2차 모멘트(제곱의 평균)를 나타냄)

청구항 5

제 4 항에 있어서,

상기 제 2 연산 단계는,

하기의 [수학식 6]과 같이 상기 각 패킷의 종단간 평균지연시간을 계산하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

[수학식 6]

$$W_{end}^{(i)} = E[A_{i,i}] + E[A_{i+1,i}] + \dots + E[A_{n,i}]$$

청구항 6

제 1 항에 있어서,

상기 경쟁윈도우 크기 결정 방법은,

상기 경쟁윈도우 크기 결정 단계를 수행한 후에, 상기 릴레이 노드 내에 우선순위 클래스 버퍼 전체가 하나의 객체로서 종단 노드들과 경쟁하여, 상기 릴레이 노드가 경쟁에서 이겨서 채널을 점유할 때마다 우선순위가 가장 높은 버퍼의 패킷을 먼저 전송하고, 상기 가장 높은 우선순위를 가지는 버퍼에 패킷이 없을 때 다음 우선순위를 가지는 버퍼의 패킷을 서비스하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

청구항 7

제 6 항에 있어서,

상기 각 패킷의 지연시간은 각 패킷의 평균지연시간이고, 상기 각 패킷의 종단간 지연시간은 각 패킷의 종단간 평균지연시간인 것을 특징으로 하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

청구항 8

제 7 항에 있어서,

상기 제 1 연산 단계는,

하기의 [수학식 8]과 같이 상기 각 패킷의 평균지연시간을 계산하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

[수학식 8]

$$E[W_{i,k}] = \frac{\sum_{j=1}^i \lambda_j E[S^2]}{2(1 - \rho_{k-1}^+)(1 - \rho_k^+)} + E[S]$$

$$\lambda_k^+ \triangleq \sum_{j=1}^k \lambda_j, \quad \rho_k^+ \triangleq \sum_{j=1}^k \rho_j.$$

(여기서, λ 는 해당 우선순위 클래스의 버퍼로 유입되는 패킷의 도착 레이트(rate), ρ_k 는 우선순위 클래스 k의 버퍼의 트래픽 로드(서버의 비지 확률), $E[S]$ 는 전체 우선순위 클래스 버퍼의 HoL-delay S의 1차 모멘트(평균), $E[S^2]$ 은 HoL-delay S의 2차 모멘트(제곱의 평균)를 나타냄)

청구항 9

제 8 항에 있어서,

상기 제 2 연산 단계는,

하기의 [수학식 9]와 같이 상기 각 패킷의 종단간 평균지연시간을 계산하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법.

[수학식 9]

$$W_{end}^{(i)} = E[A_i] + E[W_{i,i}] + E[W_{i+1,i}] + \dots + E[W_{n,i}]$$

명세서

기술 분야

- [0001] 본 발명은 무선 메쉬 네트워크에서 경쟁윈도우(CW : Contention Window)의 크기를 결정하는 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 관한 것으로, 더욱 상세하게는 무선 메쉬 네트워크에서 노드의 위치에 무관한 종단간 지연을 위한 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 관한 것이다.

배경 기술

- [0002] 무선 메쉬 네트워크에서 소스와 데스티네이션 간의 통신은 중간에 있는 노드들의 도움으로 인해 가능하다. 이러한 무선 메쉬 네트워크는 기존의 유선 백본망을 대체할 수 있는 무선 백본망의 후보 기술로 각광을 받고 있다.
- [0003] 도 1은 본 발명이 적용되는 백본 형태의 무선 메쉬 네트워크의 일 실시예 구성도이다.
- [0004] 도 1에 도시된 바와 같이, 무선 메쉬 네트워크는 고정된 위치에 있는 메쉬 노드들로 이루어지며, 종단에 있는 모바일 클라이언트들로부터 생성된 데이터는 중간에 있는 메쉬 노드들을 거쳐 인터넷 접속이 가능한 게이트웨이로 연결된다.
- [0005] 따라서 게이트웨이를 기준으로 떨어진 홉(hop) 수에 따라서 무선 메쉬 네트워크를 살펴보면, 백본 형태의 무선 메쉬 네트워크는 계층적 구조를 가지며, 이러한 구조하에서 발생하는 가장 큰 문제 중의 하나는 게이트웨이로부터 떨어진 홉 수에 따라서 각 메쉬 노드에서 생성된 패킷의 종단간 지연시간(패킷이 발생된 노드에서 게이트웨이까지 도달하는데 걸리는 시간)이 달라진다는 점이다.
- [0006] 특히, 게이트웨이로부터 멀리 떨어져 있는 노드에서 발생된 데이터의 종단간 지연시간이 급격히 증가하게 된다. 이것은 무선 메쉬 네트워크에서 지연에 민감한 음성이나 스트리밍 서비스를 적용할 경우에 문제가 될 수 있다.

발명의 내용

해결하려는 과제

- [0007] 따라서 상기와 같은 종래 기술은 게이트웨이로부터 떨어진 홉 수에 따라 각 메쉬 노드에서 생성된 패킷의 종단간 지연시간(패킷이 발생된 노드에서 게이트웨이까지 도달하는데 걸리는 시간)이 다르기 때문에 게이트웨이로부터 멀리 떨어져 있는 노드에서 발생된 데이터의 종단간 지연시간이 급격히 증가하게 되는 문제점이 있으며, 이러한 문제점을 해결하고자 하는 것이 본 발명의 과제이다.
- [0008] 따라서 본 발명은 메쉬 노드의 위치에 상관없이(즉, 게이트웨이로부터 떨어진 홉 수에 상관없이) 각 노드에서 발생된 데이터의 종단간 지연시간(예 : 종단간 평균지연시간)을 거의 같게 하기 위한 경쟁윈도우 크기 결정 방법을 제공하는 데 그 목적이 있다.
- [0009] 본 발명의 목적들은 이상에서 언급한 목적으로 제한되지 않으며, 언급되지 않은 본 발명의 다른 목적 및 장점들은 하기의 설명에 의해서 이해될 수 있으며, 본 발명의 실시 예에 의해 보다 분명하게 알게 될 것이다. 또한, 본 발명의 목적 및 장점들은 특허 청구 범위에 나타난 수단 및 그 조합에 의해 실현될 수 있음을 쉽게 알 수 있을 것이다.

과제의 해결 수단

[0010] 상기 목적을 달성하기 위한 본 발명의 방법은, 경쟁윈도우 크기 결정 시스템에서의 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 있어서, 각 존(이하, "Zone"이라 함)에서의 각 패킷의 지연시간을 계산하는 제 1 연산 단계; 상기 각 Zone에서 계산된 각 패킷의 지연시간을 합하여 각 패킷의 종단간 지연시간을 계산하는 제 2 연산 단계; 및 각 패킷이 발생된 노드의 위치에 상관없이 상기 계산된 각 패킷의 종단간 지연시간 간의 차이가 임계치 이하가 되도록 릴레이 노드의 경쟁윈도우(CW) 크기를 결정하는 경쟁윈도우 크기 결정 단계를 포함한다.

발명의 효과

[0011] 상기과 같은 본 발명은, 메쉬 노드의 위치에 상관없이(즉, 게이트웨이로부터 떨어진 홉 수에 상관없이) 각 노드에서 발생된 데이터의 종단간 지연시간(예 : 종단간 평균지연시간)을 거의 같게 할 수 있는 효과가 있다.

도면의 간단한 설명

[0012] 도 1은 본 발명이 적용되는 백본 형태의 무선 메쉬 네트워크의 일실시에 구성도,
 도 2는 본 발명이 적용되는 n-홉 선형(linear) 무선 메쉬 네트워크의 일실시에 구성도,
 도 3은 본 발명에 따른 Zone D_i 를 설명하기 위한 도면,
 도 4는 본 발명에 따른 릴레이 노드(relay node)에서의 패킷 관리 방식을 설명하기 위한 일실시에 도면,
 도 5는 본 발명에 따른 릴레이 노드 R_i 에서의 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)을 설명하기 위한 일실시에 도면,
 도 6은 본 발명에 따른 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)하에서의 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 대한 일실시에 흐름도,
 도 7은 본 발명에 따른 릴레이 노드 R_i 에서의 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)을 설명하기 위한 일실시에 도면이다.

발명을 실시하기 위한 구체적인 내용

[0013] 상술한 목적, 특징 및 장점은 첨부된 도면을 참조하여 상세하게 후술되어 있는 상세한 설명을 통하여 보다 명확해 질 것이며, 그에 따라 본 발명이 속하는 기술분야에서 통상의 지식을 가진 자가 본 발명의 기술적 사상을 용이하게 실시할 수 있을 것이다. 또한, 본 발명을 설명함에 있어서 본 발명과 관련된 공지 기술에 대한 구체적인 설명이 본 발명의 요지를 불필요하게 흐릴 수 있다고 판단되는 경우에 그 상세한 설명을 생략하기로 한다. 이하, 첨부된 도면을 참조하여 본 발명에 따른 바람직한 실시 예를 상세히 설명하기로 한다.

[0014] 그리고 명세서 전체에서, 어떤 부분이 다른 부분과 "연결"되어 있다고 할 때 이는 "직접적으로 연결"되어 있는 경우뿐만 아니라 그 중간에 다른 소자를 사이에 두고 "전기적으로 연결"되어 있는 경우도 포함한다. 또한, 어떤 부분이 어떤 구성요소를 "포함" 또는 "구비"한다고 할 때, 이는 특별히 반대되는 기재가 없는 한 다른 구성요소를 제외하는 것이 아니라 다른 구성요소를 더 포함하거나 구비할 수 있는 것을 의미한다.

[0015] 도 2는 본 발명이 적용되는 n-홉 선형(linear) 무선 메쉬 네트워크의 일실시에 구성도이다.

[0016] 본 발명에서 가정하는 무선 메쉬 네트워크의 토폴로지는 도 2에 도시된 바와 같이 선형 무선 네트워크(linear wireless network)의 변형된 형태이다. 도 2의 n-홉 선형(linear) 무선 메쉬 네트워크는 n개의 릴레이 노드(relay node)를 포함하고 있으며, 또한 다수의 종단 노드(end node)를 포함하고 있다. 본 발명에서는 각 메쉬 노드로부터 발생된 데이터가 궁극적으로 게이트웨이를 목적지로 가지며, 상향 트래픽만 존재한다고 가정하여 설명하기로 한다.

[0017] 각 종단 노드(end node)는 네트워크의 종단에 위치하여 다른 노드의 데이터를 릴레이해주는 기능은 하지 않고, 자신이 관할하는 BSS(Basic Service Set) 내에 있는 모바일 클라이언트들로부터 발생된 데이터(이하, "로컬 트

래픽(local traffic)"이라 함)를 다음 홑에 있는 릴레이 노드(relay node)로 전송해주는 역할을 한다.

- [0018] 그리고 릴레이 노드(relay node)는 자신의 BSS 내에 있는 모바일 클라이언트들로부터 발생된 로컬 트래픽(local traffic)을 다음 홑에 있는 릴레이 노드로 전송할 뿐만 아니라, 자신의 하부에 있는 메쉬 노드로부터 릴레이되어 온 데이터(이하, "릴레이 트래픽(relay traffic)"이라 함)를 다음 홑에 있는 릴레이 노드로 포워딩(forwarding)해 주어야 한다.
- [0019] 그리고 본 발명에서는 게이트웨이로부터 i-홑 거리에 위치한 릴레이 노드를 R_i 로 표기하기로 한다. 또한, 본 발명에서 각 릴레이 노드(relay node)는 2개의 트랜시버를 가진다고 가정하고, 종단 노드(end node)는 1개의 트랜시버를 가진다고 가정하며, 이용가능한 다수의 채널이 있다고 가정하여 설명하기로 한다.
- [0020] 이러한 가정에 의하여 n-홑 선형(linear) 무선 메쉬 네트워크는 도 2에 도시된 바와 같이 다수의 존(이하, "Zone"이라 함)으로 나눌 수 있다. 도 2에서 각 원은 각각의 Zone을 나타내고, 각 원 내에 있는 서로 이웃하는 각 Zone간에는 서로 다른 채널을 할당하여 Zone간의 간섭을 피한다. 그리고 Zone D_i 에 있는 릴레이 노드 R_i 는 2개의 트랜시버를 가지며, 그 중 하나의 트랜시버는 자신의 상부에 있는 릴레이 노드 R_{i+1} 로 데이터를 전송하기 위해 사용하고, 다른 하나의 트랜시버는 자신의 하부에 있는 릴레이 노드 R_{i-1} 로부터 데이터를 수신하는데 사용한다.
- [0021] 따라서 각 릴레이 노드(relay node)는 자신의 하부에 있는 메쉬 노드(릴레이 노드 또는 종단 노드)로부터 데이터를 수신하면서 동시에 자신의 상부에 있는 릴레이 노드(relay node)로 아무런 간섭없이(서로 이웃하는 각 Zone간에는 서로 다른 채널을 할당하여 사용하므로 각 Zone간의 간섭이 없음) 데이터를 전송할 수 있다.
- [0022] 도 3은 본 발명에 따른 Zone D_i 를 설명하기 위한 도면이다.
- [0023] 본 발명이 적용되는 무선 메쉬 네트워크에서 메쉬 노드들(릴레이 노드와 종단 노드) 간의 통신은 IEEE 802.11 EDCA 기반의 CSMA/CA(Carrier Sense Multiple Access with Collision Avoidance) 다중접속제어 알고리즘을 통해 이루어진다고 가정한다. 멀티 홑 무선 메쉬 네트워크에서 802.11 DCF 또는 EDCA 프로토콜을 적용 시 숨겨진 노드 문제(hidden node problem)로 인하여 성능이 저하되는 문제가 있으나, 본 발명에서는 다중 채널과 다중 인터페이스를 가정하고 있으므로 그러한 문제가 발생하지 않으며, 도 3에 도시된 바와 같이 특정 메쉬 노드가 전송을 시도할 때 영향을 줄 수 있는 노드는 동일 Zone 내에 있는 노드들뿐이다.
- [0024] 각 Zone에서 노드들 간의 전송 방법을 도 3을 참조하여 설명하면 다음과 같다. 본 발명에서는 메쉬 노드에서 게이트웨이의 상향 트래픽만을 고려하므로, Zone D_i 에는 N_i-1 개의 종단 노드(end node)와 하나의 릴레이 노드(relay node) R_i 가 자신의 버퍼에 있는 데이터를 자신의 상부에 있는 릴레이 노드 R_{i+1} 로 전송하기 위해 CSMA/CA 다중접속제어 알고리즘을 이용하여 경쟁한다.
- [0025] 여기서, 주목할만한 사실은 CSMA/CA 다중접속제어 알고리즘에서 각 노드가 채널을 점유할 확률은 백오프(backoff) 과정에서 사용하는 경쟁윈도우(CW : Contention Window)의 크기에 따라 달라진다는 점이다.
- [0026] 일반적으로, 릴레이 노드 R_i 는 다른 종단 노드(end node)와는 달리 자신의 BSS 내에서 생성되는 데이터를 자신의 상부에 있는 릴레이 노드 R_{i+1} 로 전송하여야 할 뿐만 아니라 자신의 하부의 릴레이 노드(relay node)로부터 전달받은 데이터를 자신의 상부에 있는 릴레이 노드 R_{i+1} 로 전달해주어야 하므로, 종단 노드(end node)보다 많은 양의 데이터를 처리할 수 있어야 한다. 따라서 이러한 환경에서 각 Zone에서 종단 노드(end node)와 릴레이 노드(relay node)가 동일한 경쟁윈도우(CW)의 값을 가지고 경쟁한다면 종단 노드(end node)와 릴레이 노드(relay node)가 동일한 채널 접속 확률을 가지게 되므로, 많은 양의 데이터를 전달해야 되는 릴레이 노드(relay node)에 처리 지연의 문제가 발생하게 된다.
- [0027] 이러한 처리 지연 문제를 해결하기 위하여 본 발명에서는 도 4에 도시된 바와 같이 각 Zone에 있는 릴레이 노드(relay node)에서의 새로운 패킷 관리 방식을 제안하고자 한다.
- [0028] 도 4는 본 발명에 따른 릴레이 노드(relay node)에서의 패킷 관리 방식을 설명하기 위한 일실시에 도면이다.

- [0029] 도 4에서 특정 Zone D_i 를 살펴보자. Zone D_i 에 있는 릴레이 노드 R_i 로 유입되는 데이터를 살펴보면, 릴레이 노드 R_i 의 하부에 있는 $i-1$ 개의 Zone에서 발생하는 릴레이 트래픽(relay traffic)과 릴레이 노드 R_i 의 BSS 내에서 생성되는 로컬 트래픽(local traffic)으로 이루어진다.
- [0030] 따라서 각 트래픽(릴레이 트래픽과 로컬 트래픽)이 지나온 홉 수에 따라서 트래픽(traffic)을 구분하여 살펴보면, 최대 $i-1$ 개의 홉을 거쳐 온 트래픽(이것은 Zone D_i 에서 생성된 트래픽을 의미함)과, 최소 0홉을 지나온 자신의 로컬 트래픽(local traffic)으로 구분할 수 있다. 결과적으로, 경과된 홉 수가 다른 i 개의 트래픽이 릴레이 노드 R_i 로 유입된다.
- [0031] 이때, 지나온 홉 수가 많은 트래픽은 이미 많은 지연(delay)을 경험하였으므로 이들(지나온 홉 수가 많은 트래픽)을 우선적으로 서비스해주어야 하며, 이를 위해 본 발명에서는 도 4에 도시된 바와 같이 릴레이 노드 R_i 에 i 개의 버퍼(또는 "큐"라고 함)를 두어서 지나온 홉 수가 다른 트래픽(traffic)에 대해 서로 다른 우선권을 부여하는 방식 두 가지, 즉 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)과 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)을 제안하고자 한다.
- [0032] 도 4에서 우선순위 클래스(priority class) 1 버퍼는 Zone D_i 에서 발생한 트래픽을 저장하기 위한 버퍼로서 가장 높은 우선권을 가지며, 우선순위 클래스(priority class) i 버퍼는 자신의 로컬 트래픽(local traffic)을 저장하기 위한 버퍼로서 가장 낮은 우선권을 가진다.
- [0033] 다음으로, 본 발명에서 제안하는 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)에 대하여 살펴보면 다음과 같다.
- [0034] 도 5는 본 발명에 따른 릴레이 노드 R_i 에서의 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)을 설명하기 위한 일 실시예 도면이다.
- [0035] 본 발명에 따른 차별화된 경쟁윈도우 방식은 IEEE 802.11 EDCA 방법의 변형된 형태이다. IEEE 802.11 EDCA에서는 다수의 AC(Access Category)를 가지며, 각각의 AC는 서로 다른 우선권을 가진다. 여기서, 서로 다른 우선권을 부여하기 위한 방법 중의 하나로 경쟁윈도우(CW)를 차별화하는 방법이 있다. 다시 말하면, 경쟁윈도우(CW) 값이 작을수록 채널을 점유할 확률이 높아지므로, 우선권이 높은 AC가 더 작은 경쟁윈도우(CW) 값을 사용하게 된다.
- [0036] 따라서 본 발명에서 제안하는 차별화된 경쟁윈도우 방식에서는 릴레이 노드 R_i 에 있는 각 우선순위 클래스(priority class) 버퍼가 서로 다른 경쟁윈도우(CW) 크기를 가지고 독립적으로 경쟁한다. 우선순위 클래스 1에 있는 트래픽이 가장 우선권이 높으므로 가장 작은 경쟁윈도우(CW) 값을 사용하며, 우선순위 클래스(priority class) i 에 있는 트래픽이 가장 우선권이 낮으므로 가장 큰 경쟁윈도우(CW) 값을 사용한다. 즉, 최상위 우선순위 클래스 버퍼부터 최하위 우선순위 클래스 버퍼의 순서대로 최소 경쟁윈도우(CW) 값부터 최대 경쟁윈도우(CW) 값을 할당한다.
- [0037] 한편, 차별화된 경쟁윈도우 방식에서는 도 3에 도시된 바와 같이 Zone D_i 에서 릴레이 노드 R_{i+1} 로 전송하기 위해 경쟁하는 객체의 수가 N_i+i-1 개((N_i-1) 개의 종단 노드와 릴레이 노드 R_i 에 있는 i 개의 우선순위 클래스 버퍼)가 된다. 그런데, 차별화된 경쟁윈도우 방식하에서 노드의 위치에 상관없이 각 종단 노드(end node)에서 발생한 패킷의 종단간 평균지연시간을 거의 같게 하는 것이 본 발명의 목적이므로, 이를 위해 해결해야 할 문제는 첫째, 차별화된 경쟁윈도우 방식하에서 각 Zone에서 생성된 패킷의 종단간 평균지연시간을 구해야 하며, 이를 위하여 먼저 패킷의 각 Zone에서의 평균지연시간을 구해야 한다.
- [0038] 따라서 Zone D_i 에서 각 우선순위 클래스 큐(또는 "버퍼"라고 함)에 있는 패킷의 HoL(Head-of-Line) 지연을 구하는 방식을 살펴보면 다음과 같다.
- [0039] 차별화된 경쟁윈도우 방식에서 각 Zone에서의 패킷의 지연시간(큐에서 대기하는 시간 + 서비스 시간(이하, 각 패킷의 서비스 시간을 "HoL-delay"라 함))을 계산하기 위해서 Zone D_i 에서의 패킷의 HoL-delay에 대한 확률분포

를 구하면, M/G/1 큐잉 모델로부터 각 패킷의 Zone D_i에서의 지연시간을 구할 수 있다.

[0040] 도 3을 참조하여 전술한 바와 같이, 차별화된 경쟁윈도우 방식에서 Zone D_i에는 릴레이 노드 R_{i+1}로 전송하기 위해 경쟁하는 노드가 모두 N_i+i-1개((N_i-1)개의 종단 노드와 릴레이 노드 R_i에 있는 i개의 우선순위 클래스 버퍼)이다. 이때, 각 종단 노드(end node)에서 패킷은 평균 레이트(rate) λ인 프와송(Poisson) 과정을 따라서 발생된다고 가정한다. 그리고 릴레이 노드 R_i의 각 우선순위 클래스(priority class) k의 버퍼로 유입되는 패킷의 도착 과정은 레이트(rate) λ_k인 프와송(Poisson) 과정을 따른다고 가정한다. 그리고 설명의 편의성을 위하여 릴레이 노드 R_i에 있는 우선순위 클래스 큐(priority class queue)의 개수 i는 4라고 가정한다. 그리고 모든 패킷의 크기는 T_p로 동일하다고 가정한다. 그리고 τ_k를 우선순위 클래스 큐 k의 임의의 슬롯에서의 전송확률이라고 하자. 그리고 p_k를 우선순위 클래스 큐(priority class queue) k가 임의의 슬롯에서 전송을 시도했을 때 충돌이 일어날 확률이라고 하면, p_k는 하기의 [수학식 1]과 같이 주어진다.

수학식 1

$$p_k = 1 - \prod_{1 \leq j \leq 3, j \neq k} (1 - \tau_j)(1 - \tau_4)^{N_i}, 1 \leq k \leq 3$$

$$p_4 = 1 - \prod_{1 \leq j \leq 3} (1 - \tau_j)(1 - \tau_4)^{N_i-1}$$

[0041]

[0042] 그리고 임의의 슬롯에서 우선순위 클래스 큐 k의 전송확률 τ_k는 M/G/1 큐잉 모델의 비지(busy) 확률로부터 하기의 [수학식 2]와 같이 얻을 수 있다.

수학식 2

$$\tau_k = 0 \cdot (1 - \rho_k) + \frac{1}{\overline{W}^{[k]}} \rho_k$$

$$\overline{W}^{[k]} = \left(\frac{1 - p_k - p_k(2p_k)^m}{1 - 2p_k} \right) \frac{W_0^{[k]}}{2}$$

[0043]

[0044] 여기서, m은 최대 백오프(backoff) 단계를 나타내고, W₀^[k]는 우선순위 클래스 큐(priority class queue) k의 최소 경쟁윈도우(CW) 크기를 나타낸다.

[0045] 그리고 우선순위 클래스 큐(priority class queue) k가 백오프(backoff) 과정 중에 임의의 슬롯에서 나머지 다른 노드들에 의해서 전송이 일어나지 않을 확률을 p_{idle}^k, 성공적인 전송이 일어날 확률을 p_s^k, 충돌이 일어날 확률을 p_c^k 라고 하면 이들은 각각 하기의 [수학식 3]과 같이 주어진다.

수학식 3

$$\begin{aligned}
 P_{idle}^k &= \prod_{1 \leq j \leq 3, j \neq k} (1 - \tau_j)(1 - \tau_4)^{N_i} \text{ for } k = 1, 2, 3, \quad P_{idle}^4 = \prod_{1 \leq j \leq 3} (1 - \tau_j)(1 - \tau_4)^{N_i-1} \\
 P_s^1 &= \tau_2(1 - \tau_3)(1 - \tau_4)^{N_i} + (1 - \tau_2)\tau_3(1 - \tau_4)^{N_i} + N_i(1 - \tau_2)(1 - \tau_3)\tau_4(1 - \tau_4)^{N_i-1} \\
 P_s^2 &= \tau_1(1 - \tau_3)(1 - \tau_4)^{N_i} + (1 - \tau_1)\tau_3(1 - \tau_4)^{N_i} + N_i(1 - \tau_1)(1 - \tau_3)\tau_4(1 - \tau_4)^{N_i-1} \\
 P_s^3 &= \tau_1(1 - \tau_2)(1 - \tau_4)^{N_i} + (1 - \tau_1)\tau_2(1 - \tau_4)^{N_i} + N_i(1 - \tau_1)(1 - \tau_2)\tau_4(1 - \tau_4)^{N_i-1} \\
 P_s^4 &= \tau_1(1 - \tau_2)(1 - \tau_3)(1 - \tau_4)^{N_i-1} + (1 - \tau_1)\tau_2(1 - \tau_3)(1 - \tau_4)^{N_i-1} \\
 &\quad + (1 - \tau_1)(1 - \tau_2)\tau_3(1 - \tau_4)^{N_i-1} + (N_i - 1)(1 - \tau_1)(1 - \tau_2)(1 - \tau_3)\tau_4(1 - \tau_4)^{N_i-2} \\
 P_c^k &= 1 - P_{idle}^k - P_s^k
 \end{aligned}$$

[0046]

[0047]

따라서 우선순위 클래스 큐 k의 패킷이 백오프(backoff) 과정의 시작부터 성공적으로 패킷을 전송할 때까지 걸리는 HoL-delay를 S_k 라고 하면, S_k 는 M/G/1 큐잉 모델에서 서비스 시간에 대응되며, 그에 따라 S_k 의 확률분포를 구하기만 하면 M/G/1 큐잉 이론으로부터 각 Zone에서의 패킷의 평균지연시간을 구할 수 있다. S_k 의 확률분포는 하기의 [수학식 4]와 같이 유도할 수 있다.

수학식 4

$$\begin{aligned}
 E[z^{S_k}] &= \sum_{n=0}^{\infty} E[z^{S_k} | N = n] P\{N = n\} \\
 &= \sum_{n=0}^{\infty} \prod_{i=0}^n T_i^k(z) (z^{T_c^*})^n z^{T_s^*} (p_k)^n (1 - p_k) \\
 &= \sum_{n=0}^{\infty} \prod_{i=0}^n T_i^k(z) (z^{T_s^*})^n z^{T_s^*} (p_k)^n (1 - p_k) \\
 &\quad + \prod_{i=0}^n T_i^k(z) T_m^k(z) \frac{(p_k z^{T_c^*})^{m+1} (1 - p_k)}{1 - T_m^k(z) z^{T_c^*} p_k} \\
 T_i^k(z) &= \sum_{a=0}^{W_i^{[k]}-1} \frac{1}{W_i^{[k]}} (P_c z^{T_c^*} + P_s z^{T_s^*} + P_i z)^a \\
 &= \sum_{a=0}^{W_i^{[k]}-1} \frac{1}{W_i^{[k]}} B^k(z)^a = \frac{B^k(z)^{W_i^{[k]}} - 1}{W_i^{[k]} (B^k(z) - 1)}
 \end{aligned}$$

[0048]

[0049]

여기서, $B^k(z)$ 는 하나의 슬롯 길이의 확률분포(PGF)로서, $B^k(z) = P_c^k z^{T_c^*} + P_s^k z^{T_s^*} + P_i^k z$ 와 같다.

[0050]

다음으로, 차별화된 경쟁윈도우 방식하에서 패킷의 종단간 평균지연시간을 구하고, 패킷의 종단간 평균지연시간을 거의 같게 하는 경쟁윈도우(CW) 크기 결정 과정에 대하여 살펴보면 다음과 같다.

[0051]

도 6은 본 발명에 따른 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)하에서의 경쟁윈도우 크기 결정 방

법에 대한 일실시에 흐름도이다. 여기서, 본 발명에 따른 경쟁윈도우 크기 결정 방법은 경쟁윈도우 크기 결정 시스템에서 수행되며, 상기 경쟁윈도우 크기 결정 시스템은 독립적으로 구현되거나, 무선 메시 네트워크의 코디네이터와 연동되도록 구현될 수 있다.

[0052] 도 2에 도시된 바와 같이, 네트워크가 다수의 Zone으로 나누어져 있으므로, 예를 들어 Zone D_i 에 있는 종단 노드(end node)에서 생성된 패킷의 종단간 평균지연시간은 그 패킷이 지나가는 각 Zone에서의 평균지연시간의 합으로 표현할 수 있다. 따라서 특정 Zone D_i 에서 각 패킷의 평균지연시간을 구하면 된다. 이는 큐잉 이론과 확률론을 적용하여 유도할 수 있으며, 각 Zone D_i 에서 우선순위 클래스 큐(priority class queue) k 에 있는 패킷의 평균지연시간 $E[A_{i,k}]$ 는 하기의 [수학식 5]와 같이 얻을 수 있다(601).

수학식 5

$$E[A_{i,k}] = \frac{\lambda_k E[S_k^2]}{2(1 - \rho_k)} + E[S_k]$$

[0053]

[0054] 여기서, $E[S_k]$ 는 우선순위 클래스 버퍼 k 의 패킷이 백오프 과정의 시작부터 성공적으로 패킷을 전송할 때까지 걸리는 HoL-delay인 S_k 의 1차 모멘트(평균)를 나타내고, $E[S_k^2]$ 은 HoL-delay S_k 의 2차 모멘트(제곱의 평균)를 나타내며, ρ_k 는 우선순위 클래스 k 의 버퍼의 트래픽 로드(서버의 비지 확률)를 나타낸다.

[0055] 따라서 Zone D_i 에 있는 종단 노드(end node)에서 생성된 패킷의 종단간 평균지연시간 W_{end}^i 는 하기의 [수학식 6]과 같이 얻을 수 있다. 즉, 각 Zone에서 계산된 각 패킷의 평균지연시간을 합하여 각 패킷의 종단간 평균지연시간을 계산한다(602).

수학식 6

$$W_{end}^{(i)} = E[A_{i,i}] + E[A_{i+1,i}] + \dots + E[A_{n,i}]$$

[0056]

[0057] 그리고 노드의 위치에 상관없이 하기의 [수학식 7]과 같이 각 패킷의 종단간 평균지연시간이 거의 동일하도록 각 노드의 경쟁윈도우(CW) 값을 결정하여 적용한다. 즉, 패킷이 발생된 노드의 위치에 상관없이 각 패킷의 종단간 평균지연시간 간의 차이가 임계치(예 : 1.5ms) 이하가 되도록 각 노드(릴레이 노드)의 경쟁윈도우(CW) 값을 결정하여 적용한다(603).

수학식 7

$$W_{end}^{(1)} \approx W_{end}^{(2)} \approx \dots \approx W_{end}^{(n)}$$

[0058]

[0059] 그리고 하기의 [표 1]은 차별화된 경쟁윈도우 방식에서 패킷의 종단간 평균지연시간 및 각 노드의 경쟁윈도우(CW) 값을 나타낸다.

표 1

	$\lambda = 10/\text{sec}$			$\lambda = 11/\text{sec}$			$\lambda = 12/\text{sec}$		
	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3
CW_1	32	32	32	32	32	32	32	32	32
CW_2		69	76		66	73		64	71
CW_3			192			180			171
ete-delay(ms)	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$
analysis	7	7	7	7.5	7.2	7.2	7.6	7.5	7.5
simulation	7.1	6.2	6.2	7.1	6.3	6.4	7.4	6.6	6.5
	$\lambda = 13/\text{sec}$			$\lambda = 14/\text{sec}$			$\lambda = 15/\text{sec}$		
	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3
CW_1	32	32	32	32	32	32	32	32	32
CW_2		61	67		59	65		57	63
CW_3			159			151			143
ete-delay(ms)	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$
analysis	7.8	7.6	7.6	7.9	7.6	7.6	8	7.8	7.8
simulation	7.2	6.7	6.8	7.4	6.7	6.8	7.5	6.8	6.9

[0060]

[0061]

본 발명에서 제안한 차별화된 경쟁윈도우 방식에 대한 일례를 보여주기 위해 도 2에서 홉 수 $n=3$ 으로 둔다. 그리고 각 Zone에서 가장 높은 우선권을 가지는 큐의 $CW=32$ 로 둔다. 상기 [표 1]과 같이 차별화된 경쟁윈도우 방식은 각 노드에서 발생되는 패킷 발생률 λ 에 상관없이, 그리고 노드가 게이트웨이로부터 떨어진 홉 수에 상관없이 거의 동일한 중단간 평균지연시간을 얻게 됨을 알 수 있다.

[0062]

다음으로, 본 발명에서 제안하는 릴레이 트래픽(relay traffic)에 대한 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에 대하여 살펴보면 다음과 같다.

[0063]

도 7은 본 발명에 따른 릴레이 노드 R_i 에서의 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)을 설명하기 위한 일실시에 도면이다.

[0064]

본 발명에서 제안하는 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에서는 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)과 마찬가지로 Zone D_i 에 있는 릴레이 노드 R_i 에 지나온 홉 수에 따라서 트래픽을 저장하기 위한 i 개의 우선순위 클래스(priority class)의 버퍼를 둔다. 전술한 차별화된 경쟁윈도우 방식에서는 각 우선순위 클래스의 큐가 IEEE 802.11 EDCA의 AC들처럼 서로 다른 경쟁윈도우(CW) 값을 가지고 독립적으로 경쟁에 참여하는 반면에, 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에서는 각 우선순위 클래스(priority class) 버퍼가 중단 노드(end node)들과 독립적으로 경쟁하는 주체가 아니다.

[0065]

다시 말하면, 전술한 차별화된 경쟁윈도우 방식(Differentiated CW Policy)에서는 릴레이 노드 R_i 내에 있는 i 개의 독립적인 객체(즉, 버퍼)가 그 Zone에 있는 중단 노드(end node)들과 경쟁을 하는 반면에, 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에서는 릴레이 노드 R_i 내에서 중단 노드(end node)들과 경쟁하는 객체가 하나이다. 즉, 릴레이 노드 R_i 내에 우선순위 클래스(priority class) 버퍼 전체가 하나의 객체로서 중단 노드(end node)들과 경쟁한다.

[0066]

따라서 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에서는 릴레이 노드 R_i 가 경쟁에서 이겨서 채널을 점유할 때마다, 패킷을 서비스하는 순서가 엄격한 우선권 부여 오더(Strict Priority Order)를 따른다. 엄격한 우

선권 부여 오더(Strict Priority Order)에 대해서 자세히 설명하면 다음과 같다. 릴레이 노드(relay node)가 경쟁에서 이겨서 채널을 점유할 때마다, 릴레이 노드는 먼저 가장 높은 우선순위를 가지는 버퍼(우선순위 클래스 1 버퍼)에 패킷이 있으면 하나의 패킷을 전송한다. 이처럼, 릴레이 노드(relay node)가 매번 경쟁에서 이길 때마다 우선권이 가장 높은 버퍼의 패킷을 먼저 전송하고, 가장 높은 우선권을 가지는 버퍼에 패킷이 없을 때 다음 우선순위를 가지는 버퍼의 패킷을 서비스하는 방식을 따른다.

[0067] 이러한 패킷 서비스 방식에 따르면 가장 높은 우선권을 가지는 버퍼(가장 많은 홉을 거처온 트래픽을 저장하는 버퍼)에 있는 패킷의 각 Zone에서의 지연시간을 줄일 수 있으므로, 기존의 방법보다 게이트웨이로부터 멀리 떨어진 곳에 위치한 노드에서 발생한 패킷의 종단간 지연시간을 줄일 수 있다.

[0068] 다음으로, 엄격한 우선권 부여 방식하에서 패킷의 종단간 평균지연시간을 구하고, 패킷의 종단간 평균지연시간을 거의 같게 하는 경쟁윈도우(CW) 크기 결정 과정에 대하여 살펴보면 다음과 같다. 이때, 본 발명에 따른 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)하에서의 경쟁윈도우 크기 결정 방법에 대한 처리 흐름도는 상기도 6과 동일하다.

[0069] 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에서는 도 3에 도시된 바와 같이 Zone D_i 에 있는 릴레이 노드 R_i 가 N_i-1 개의 종단 노드(end node)와 경쟁을 하며, 릴레이 노드(relay node) R_i 는 종단 노드보다 훨씬 많은 데이터를 다음 홉의 릴레이 노드 R_{i+1} 로 전송해야 하므로 종단 노드보다 채널을 점유할 기회를 많이 주어야 한다. 이를 위하여 릴레이 노드 R_i 는 종단 노드(end node)보다 작은 경쟁윈도우(CW) 값을 사용한다.

[0070] 그리고 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에서도 역시 노드의 위치에 상관없이 각 종단 노드(end node)에서 발생한 패킷의 종단간 평균지연시간을 거의 같게 하는 것이 본 발명의 목적이므로, 이를 위해 해결해야 할 문제는 첫째, 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)하에서 각 Zone에서 생성된 패킷의 종단간 평균지연시간을 구해야 하며, 둘째, 패킷의 종단간 평균지연시간은 각 노드에서 생성되는 트래픽의 양과 사용하는 경쟁윈도우(CW)의 함수로 표현할 수 있으므로, 각 패킷이 발생한 노드의 위치에 상관없이 종단간 평균지연시간이 거의 같아지도록 각 노드의 경쟁윈도우(CW) 크기를 설정해주면 된다.

[0071] 첫 번째 문제를 해결하기 위해서 본 발명에서는 도 2에 도시된 바와 같이 네트워크가 다수의 Zone으로 나누어져 있으므로, 예를 들어 Zone D_i 에 있는 종단 노드(end node)에서 생성된 패킷의 종단간 평균지연시간은 그 패킷이 지나가는 각 Zone에서의 평균지연시간의 합으로 표현할 수 있다. 따라서 특정 Zone D_i 에서 각 패킷의 지연시간을 구하면 된다. 각 Zone에서의 패킷의 지연시간을 구하기 위해서는 차별화된 경쟁윈도우 방식하에서 패킷의 HoL-delay S_k 의 확률분포를 구하는 방법과 같은 방법으로 유도할 수 있다. 이를 통하여 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)의 적용 시 각 Zone D_i 에서 우선순위 클래스 큐(priority class queue) k 에 있는 패킷의 평균지연시간 $E[W_{i,k}]$ 는 하기의 [수학식 8]과 같이 얻을 수 있다(601).

수학식 8

$$E[W_{i,k}] = \frac{\sum_{j=1}^i \lambda_j E[S^2]}{2(1 - \rho_{k-1}^+)(1 - \rho_k^+)} + E[S]$$

$$\lambda_k^+ \triangleq \sum_{j=1}^k \lambda_j, \quad \rho_k^+ \triangleq \sum_{j=1}^k \rho_j.$$

[0072]

[0073] 여기서, $E[S]$ 는 전체 우선순위 클래스 버퍼의 HoL-delay인 S의 1차 모멘트(평균)를 나타내고, $E[S^2]$ 은 HoL-delay S의 2차 모멘트(제곱의 평균)를 나타내며, ρ_k 는 우선순위 클래스 k의 버퍼의 트래픽 로드(서버의 비지

확률)를 나타낸다. 그리고 $E[S]$ 및 $E[S^2]$ 은 상기 [수학식 4]로부터 구할 수 있다.

[0074] 따라서 Zone D_i에 있는 종단 노드(end node)에서 생성된 패킷의 종단간 평균지연시간 W_{end}^i 는 하기의 [수학식 9]와 같이 얻을 수 있다. 즉, 각 Zone에서 계산된 패킷의 평균지연시간을 합하여 패킷의 종단간 평균지연시간을 계산한다(602).

수학식 9

[0075]
$$W_{end}^{(i)} = E[A_i] + E[W_{i,i}] + E[W_{i+1,i}] + \dots + E[W_{n,i}]$$

[0076] 여기서, $E[A_i]$ 는 상기 [수학식 5]를 이용하여 구할 수 있다.

[0077] 그리고 노드의 위치에 상관없이 하기의 [수학식 10]과 같이 패킷의 종단간 평균지연시간이 거의 동일하도록 각 노드의 경쟁윈도우(CW) 값을 결정하여 적용한다. 즉, 패킷이 발생된 노드의 위치에 상관없이 각 패킷의 종단간 평균지연시간 간의 차이가 임계치(예 : 1.5ms) 이하가 되도록 각 노드(릴레이 노드)의 경쟁윈도우(CW) 값을 결정하여 적용한다(603).

수학식 10

[0078]
$$W_{end}^{(1)} \approx W_{end}^{(2)} \approx \dots \approx W_{end}^{(n)}$$

[0079] 그리고 하기의 [표 2]는 엄격한 우선권 부여 방식(Strict Priority Policy)에서 패킷의 종단간 평균지연시간 및 각 노드의 경쟁윈도우(CW) 값을 나타낸다.

표 2

	$\lambda = 10/\text{sec}$			$\lambda = 11/\text{sec}$			$\lambda = 12/\text{sec}$		
	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3
CW_1	32	32	32	32	32	32	32	32	32
CW_2		144	195		137	182		130	170
ete-delay(ms)	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$
analysis	7.2	7.4	7.8	7.2	7.6	8	7.4	7.5	8
simulation	6.9	7.2	7.4	7.1	7.2	7.5	7.3	7.4	7.6
	$\lambda = 13/\text{sec}$			$\lambda = 14/\text{sec}$			$\lambda = 15/\text{sec}$		
	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3	D_1	D_2	D_3
CW_1	32	32	32	32	32	32	32	32	32
CW_2		124	160		118	151		113	142
ete-delay(ms)	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$	$W_{end}^{(1)}$	$W_{end}^{(2)}$	$W_{end}^{(3)}$
analysis	7.6	7.8	8.1	7.6	7.8	8.2	7.8	8	8.2
simulation	7.3	7.5	7.6	7.4	7.5	7.6	7.6	7.6	7.7

[0080]

[0081]

본 발명에서 제안한 엄격한 우선권 부여 방식하에서 패킷의 종단간 평균지연시간에 대한 일예를 보여주기 위해 도 2에서 홉 수 $n=3$ 으로 둔다. 그리고 각 Zone에서 가장 높은 우선권을 가지는 큐의 $CW=32$ 로 둔다. 상기 [표 2]와 같이 엄격한 우선권 부여 방식은 각 노드에서 발생하는 패킷 발생률 λ 에 상관없이, 그리고 노드가 게이트웨이로부터 떨어진 홉 수에 상관없이 거의 동일한 종단간 평균지연시간을 얻게 됨을 알 수 있다.

[0082]

한편, 전술한 일실시예에서는 종단간 지연시간의 일예로 종단간 평균지연시간을 예로 들어 설명하였으나, 다른 예로 종단간 지연시간의 확률분포를 이용하여 구현할 수도 있다.

[0083]

한편, 전술한 바와 같은 본 발명에 따른 경쟁윈도우(CW) 크기 결정 방법은 다양한 컴퓨터 수단을 통하여 수행될 수 있는 프로그램 명령 형태로 구현되어 컴퓨터 판독 가능 매체에 기록될 수 있다. 상기 컴퓨터 판독 가능 매체는 프로그램 명령, 데이터 파일, 데이터 구조 등을 단독으로 또는 조합하여 포함할 수 있다. 상기 매체에 기록되는 프로그램 명령은 본 발명을 위하여 특별히 설계되고 구성된 것들이거나 컴퓨터 소프트웨어 당업자에게 공지되어 사용 가능한 것일 수도 있다. 컴퓨터 판독 가능 기록 매체의 예에는 하드 디스크, 플로피 디스크 및 자기 테이프와 같은 자기 매체(magnetic media), CD-ROM, DVD와 같은 광기록 매체(optical media), 플롭티컬 디스크(floptical disk)와 같은 자기-광 매체(magneto-optical media), 및 롬(ROM), 램(RAM), 플래시 메모리 등과 같은 프로그램 명령을 저장하고 수행하도록 특별히 구성된 하드웨어 장치가 포함된다. 상기 매체는 프로그램 명령, 데이터 구조 등을 지정하는 신호를 전송하는 반송파를 포함하는 광 또는 금속선, 도파관 등의 전송 매체일 수도 있다. 프로그램 명령의 예에는 컴파일러에 의해 만들어지는 것과 같은 기계어 코드뿐만 아니라 인터프리터 등을 사용하여 컴퓨터에 의해서 실행될 수 있는 고급 언어 코드를 포함한다. 상기 하드웨어 장치는 본 발명의 동작을 수행하기 위해 하나 이상의 소프트웨어 모듈로서 작동하도록 구성될 수 있으며, 그 역도 마찬가지이다.

[0084]

이상과 같이 본 발명은 비록 한정된 실시 예와 도면에 의해 설명되었으나, 본 발명은 상기의 실시 예에 한정되는 것은 아니며, 본 발명이 속하는 기술 분야에서 통상의 지식을 가진 자라면 이러한 기재로부터 본 발명의 기술적 사상을 벗어나지 않는 범위 내에서 다양한 치환, 변형 및 변경이 가능하다.

[0085]

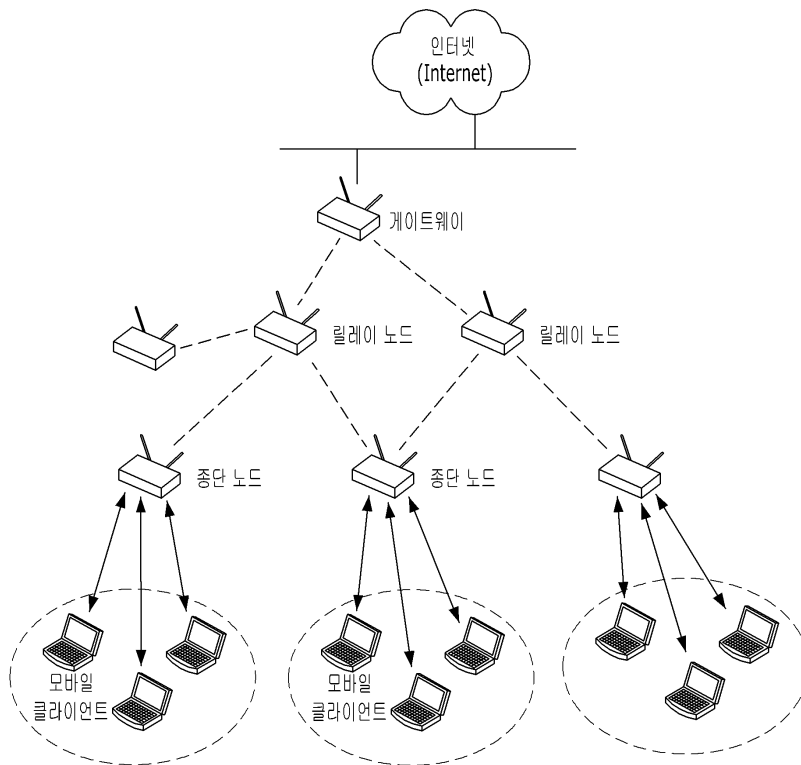
그러므로 본 발명의 범위는 설명된 실시 예에 국한되어 정해져서는 아니 되며, 후술하는 특허청구범위뿐만 아니라 이 특허청구범위와 균등한 것들에 의해 정해져야 한다.

산업상 이용가능성

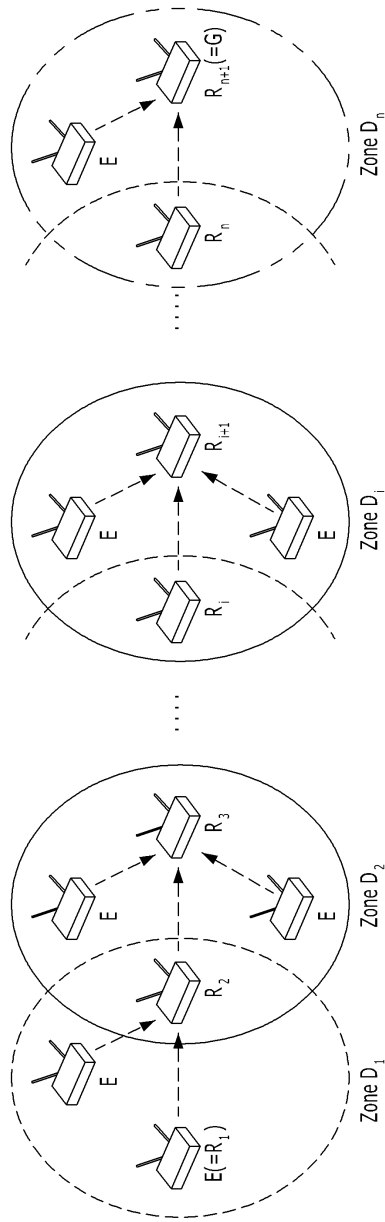
[0086] 본 발명은 멀티 홉 무선 메쉬 네트워크 등에 이용될 수 있다.

도면

도면1

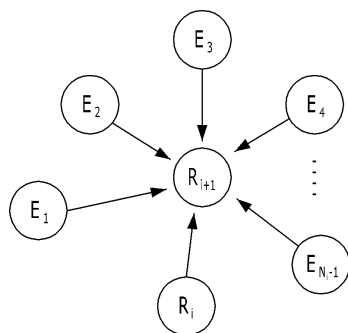


도면2

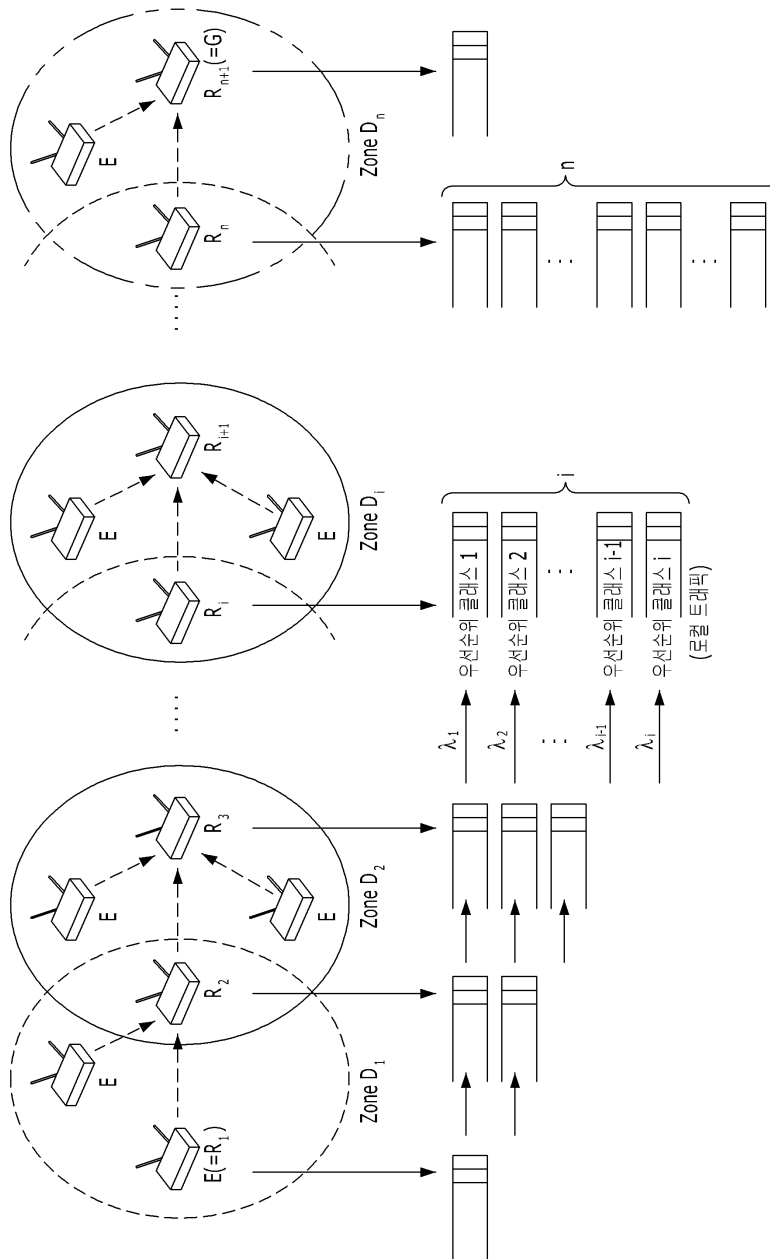


R_i : 릴레이 노드
 E : 종단 노드
 G : 게이트웨이 노드

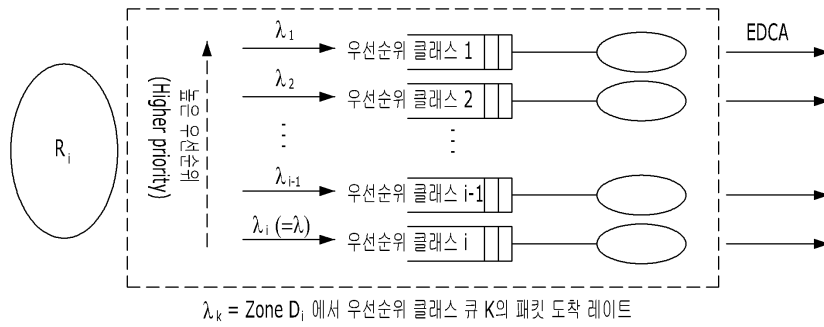
도면3



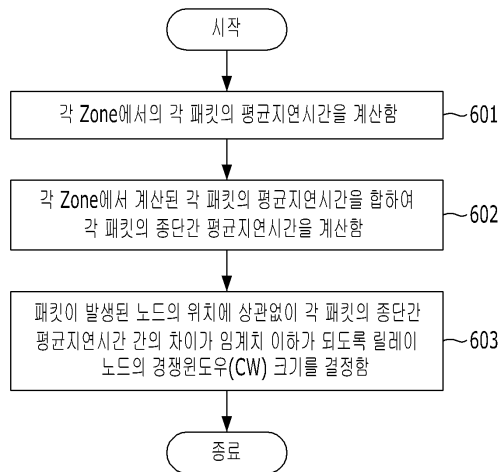
도면4



도면5



도면6



도면7

