

IEEE 802.16 망을 위한 랜덤 액세스 기법

김명환^{1†} · 국광호¹ · 이강원¹ · 김영일²

Random Access Method for the IEEE 802.16 Networks

Myeoung-Hwan Kim · Kwang-Ho Kook · Kang-Won Lee · Young-Il Kim

ABSTRACT

To enhance the performance of the IEEE 802.16 broadband wireless access system, it is necessary to improve the efficiency of the radio link. The efficiency of the uplink can be improved by using more efficient random access method. As new random access methods, we propose a RA_NBRM method which is based on the number of bandwidth request messages and a RA_CRA method which is based on the conflict resolution algorithm. The simulation results show that the performance of the new methods is superior to that of the existing binary exponential backoff method.

Key words : IEEE 802.16, Random access, Conflict resolution, Binary exponential backoff algorithm

요 약

IEEE 802.16 광대역 무선 액세스 망의 성능을 향상시키기 위해서는 하향 링크와 상향 링크의 효율을 향상시키는 것이 필요 한데, 상향 링크의 효율을 향상시키기 위해서는 효율적으로 대역폭을 요청할 수 있는 random access 기법의 연구가 필요하다. 본 논문은 프레임 당 전송되고자 하는 메시지 수에 기초한 random access 기법인 RA_NBRM 기법과 conflict resolution 기법에 기초한 random access 기법인 RA_CRA 기법을 제안하고 시뮬레이션을 통하여 이들의 성능이 현재 IEEE 802.16 시스템에서 적용하고 있는 binary exponential backoff 기법보다 우수함을 보였다.

주요어 : IEEE 802.16, 랜덤 액세스, 충돌 해결, 이진 지수 백오프 알고리즘

1. 서 론

IEEE 802.16 프로토콜은 고속으로 이동하는 단말들에게 광대역 무선 서비스를 제공하기 위한 프로토콜로서 UGS(Unsolicited Grant Service), rtPS(Real-Time Polling Service), nrtPS(Non-Real-Time Polling Service), BE(Best Effort) 서비스를 제공한다. UGS는 VoIP(Voice over IP)와 같이 주기적으로 고정된 크기의 데이터를 생성하는 서비스를 지원하며, rtPS는 MPEG 비디오와 같이 실시간으로 가변

크기의 데이터를 생성하는 서비스를, nrtPS는 FTP와 같이 지연을 허용하는 가변크기의 데이터를 생성하는 서비스를, BE는 인터넷과 같이 주기적으로 데이터를 보내지 않아도 되는 서비스를 제공한다.

IEEE 802.16의 상향링크는 TDMA(Time Division Multiple Access) 방식을 사용하며 고정된 크기의 미니슬롯들로 구성된다. 상향링크는 고정된 크기의 프레임으로 나누어지며 각 프레임은 경쟁구간(contention period), 데이터 전송 구간(data transmission period), 초기 레인징 구간(initial ranging period)으로 구성된다. IEEE 802.16은 단말들이 기지국으로 대역폭을 요청하면 기지국이 대역폭을 할당해 주는 방식을 사용하는 데, nrtPS와 BE 서비스에 대해서는 전송할 데이터가 있는 단말들이 기지국으로 필요한 대역폭을 요청하면 이들에게 대역폭을 할당해 주는 demand-based 방식을 사용한다. 이때 경쟁 기반(contention based)

2008년 6월 30일 접수, 2008년 8월 14일 채택

¹⁾ 서울산업대학교 IT정책전문대학원 산업정보시스템공학과

²⁾ 한국전자통신연구원

주 저 자 : 김명환

교신저자 : 김명환

E-mail: capiya@hanmail.net

의 방식과 경쟁이 없는(contention free) 방식이 사용될 수 있는 데, 무선자원의 효율적인 사용을 위해서 보통 경쟁 기반의 대역폭 요청 방식을 사용하며 여러 단말들이 동시에 대역폭을 요청하면 충돌이 생기게 되므로 효율적인 충돌 해결 기법이 필요하다.

IEEE 802.16은 경쟁구간을 통해 대역폭을 요청하는 랜덤 액세스 기법으로서 BEB(Binary Exponential Backoff) 기법을 사용한다. BEB 기법의 성능을 향상시키고자 하는 많은 연구가 진행되었는데 B.J.Kwak(2006) 등은 BEB 기법을 사용할 때 throughput과 delay를 해석적인 방법으로 산출하는 방법을 제시하고 최대 throughput은 0.368 (=1/e)이 됨을 보였다. Conflict-resolution 기법(M.Molle 2005)이 피드백을 갖는 경우의 랜덤 액세스 기법으로서 사용될 수 있는데 이의 최대 throughput은 0.429가 된다. 본 논문은 보다 높은 throughput을 갖는 conflict-resolution 기법을 IEEE 802.16에 적용할 수 있도록 변형한 새로운 random access 기법으로 RA_CRA(Random Access method based on Conflict Resolution Algorithm)을 제안한다. 한편 H.Vogt(2002)는 경쟁구간내의 빈 슬롯의 수, 하나의 메시지만 전송된 슬롯의 수, 충돌이 발생한 슬롯의 수를 토대로 하나의 프레임에서 대역폭 요청을 한 단말의 수를 예측하는 방법을 제안하였으며, 권성호 등(2006)은 이를 근사적으로 예측하는 방법을 제안하였다. 본 논문은 이를 토대로 각 프레임에서 대역폭 요청을 하고자 하는 단말의 수를 예측하는 방법을 유도하고 이를 이용하는 새로운 random access 기법으로 RA_NBRM(Random Access method based on the Number of Bandwidth Requesting Messages)을 제안한다.

본 논문의 구성은 다음과 같다. 제2절에서는 기존에 IEEE 802.16에서 random access 기법으로 사용하는 BEB 기법에 대해 설명하며 제3절에서는 새로운 random access 기법들을 유도하기 위해 필요한 수학적 모델들에 대해 설명한다. 제4절에서는 본 논문에서 제안하는 RA_NBRM과 RA_CRA 기법에 대해 설명한다. 제5절에서는 제안하는 기법들의 성능을 평가하며 마지막으로 제6절에서는 결론을 내린다.

2. 기존의 Random Access 기법

IEEE 802.16은 그림 1과 같은 uplink 프레임 구조를 갖는다. 대역폭을 요청하고자 하는 nrtPS와 BE 단말들은 그림 1의 경쟁구간 내의 한 슬롯을 통해 대역폭 요청 메시지를 전송한다. 이때 하나의 슬롯에 둘 이상의 메시지

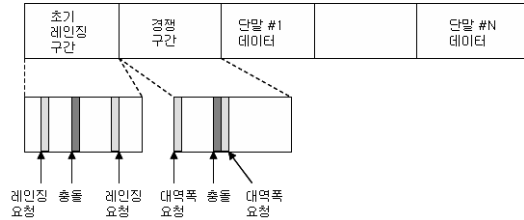


그림 1. Uplink 프레임 구조

가 전송되면 충돌이 발생한다.

IEEE 802.16은 충돌해결기법으로서 BEB 기법을 사용하는데 이는 기지국에 의해 제어되는 initial backoff window와 maximum backoff window를 사용한다. 대역폭을 요청하고자 하는 단말은 initial backoff window와 maximum backoff window의 값을 UCD(Uplink Channel Descriptor) 메시지에서부터 얻는다. 이 값들은 2의 승수를 나타내며 만약 4이면 window는 0과 15사이가 되고 10이면 window는 0과 1023 사이가 된다. 단말은 임의로 initial backoff window 내의 하나의 값을 선택한다. 이 숫자는 단말이 대역폭 요청 메시지를 전송하기 전에 그냥 보내야 할 경쟁구간내의 슬롯의 수를 나타낸다. 단말은 대역폭 요청 메시지를 전송한 후 이하 계속되는 MAP에서 대역폭 허용 메시지를 기다린다. 이를 수신하면 대역폭 요청 절차를 끝내게 되고 정해진 시간 내에 이를 수신하지 못하면 대역폭 요청 절차가 실패한 것으로 간주하고 단말은 backoff window를 maximum backoff window를 초과하지 않는 한 두 배로 증가시킨다. 위 과정을 최대 반복 회수만큼 시도하고 그래도 성공하지 못하면 해당 PDU(Protocol Data Unit)는 폐기된다.

3. 수학적 모델

본 절에서는 다음 절에서 사용하게 될 수학적 모델들에 대해 살펴본다. 하나의 프레임은 그림 1의 경쟁구간이 N개의 슬롯으로 이루어지며 n개의 단말이 대역폭 요청을 한다고 가정한다.

3.1 하나의 프레임에서 전송되는 대역폭 요청 메시지의 수 N과 n이 주어졌다고 할 때 경쟁구간내의 한 개의 슬롯으로 전송되는 대역폭 요청 메시지의 수 r은 매개변수 가 n, 1/N인 이항분포를 따른다.

$$B_{n,1/N}(r) = \binom{n}{r} \left(\frac{1}{N}\right)^r \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-r} \quad (1)$$

그리고 하나의 프레임에서 대역폭 요청 메시지의 수가 r 개인 슬롯의 평균 개수를 $a_r^{N,n}$ 이라 할 때 $a_r^{N,n}$ 은 다음과 같이 구해 진다.

$$a_r^{N,n} = NB_{n,1/N}(r) = N \binom{n}{r} \left(\frac{1}{N}\right)^r \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-r} \quad (2)$$

H.Vogt(2002)는 하나의 프레임에서 전송을 시도한 대역폭 요청 메시지의 수 n 을 한 프레임에서 얻어진 결과와 그 평균값과의 거리를 최소화하는 값으로 다음과 같이 산출될 수 있음을 보였다.

$$\min_n \left(\begin{array}{c} a_0^{N,n} \\ a_1^{N,n} \\ \vdots \\ a_{\geq 2}^{N,n} \end{array} - \begin{array}{c} c_0 \\ c_1 \\ \vdots \\ c_{\kappa} \end{array} \right) \quad (3)$$

식 (3)에서 c_0 는 하나의 프레임에서 하나의 메시지도 전송되지 않은 빈 슬롯의 수, c_1 은 하나의 대역폭 요청 메시지가 전송된 슬롯의 수, c_{κ} 는 두 개 이상의 메시지가 전송되어 충돌이 발생한 슬롯의 수를 나타낸다.

위 추정 기법은 구현이 복잡하다는 문제점을 갖는 데 권성호 등(2006)은 다음과 같이 좀 더 간단한 방법으로 추정될 수 있음을 보였다. 식 (2)로부터 한 프레임동안 성공한 평균 대역폭 메시지의 수 $a_1^{N,n}$ 과 평균 빈 슬롯의 수 $a_0^{N,n}$ 는 다음과 같이 된다.

$$a_1^{N,n} = NB_{n,1/N}(1) = n \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-1} \quad (4)$$

$$a_0^{N,n} = NB_{n,1/N}(0) = N \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n \quad (5)$$

식 (5)를 식 (4)로 나누면 다음과 같고

$$\frac{a_0^{N,n}}{a_1^{N,n}} = \frac{N-1}{n} \quad (6)$$

위 식을 정리하면 다음과 같다.

$$n = \frac{(N-1)}{a_0^{N,n}/a_1^{N,n}} \quad (7)$$

식 (7)에서 평균 빈 슬롯의 수 $a_0^{N,n}$ 대신에 실측값인 c_0 를, 성공한 평균 대역폭 메시지의 수 $a_1^{N,n}$ 대신에 c_1 을 대입하여 대역폭 요청을 하는 단말의 수 n 을 추정할 수 있다.

$$n = \frac{(N-1)}{c_0/c_1} \quad (8)$$

3.2 하나의 프레임 당 최적의 대역폭 요청 메시지의 수

N 과 n 이 주어졌다고 할 때 하나의 프레임에서 충돌된 대역폭 요청 메시지 수의 평균 Λ 는 C_r 을 r 개의 대역폭 요청 메시지 수를 갖는 슬롯의 수를 나타낸다고 할 때 다음과 같이 예측될 수 있다(Sung-Min Oh 등, 2005).

$$\begin{aligned} \Lambda &= \sum_{r=2}^n \sum_{k=1}^N r P(C_r = k) k = \sum_{r=2}^n r E[C_r] \\ &= \sum_{r=2}^n r N \binom{n}{r} \left(\frac{1}{N}\right)^r \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-r} \\ &= n - n \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-1} \end{aligned} \quad (9)$$

따라서 하나의 프레임 당 성공한 대역폭 요청 메시지 수의 평균은 다음과 같다.

$$n - \Lambda = n \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-1} \quad (10)$$

성공한 대역폭 요청 메시지 수의 평균을 최대로 하는 최적 대역폭 요청 메시지의 수를 n_{opt} 라 할 때 n_{opt} 는 $n - \Lambda$ 가 최대가 되도록 다음과 같이 구해질 수 있다.

$$\begin{aligned} \frac{d}{dn}(n - \Lambda) &= \frac{d}{dn} \left(n \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-1} \right) \\ &= \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-1} \left\{ 1 + n \ln \left(1 - \frac{1}{N}\right) \right\} \end{aligned} \quad (11)$$

$$\frac{d}{dn}(n - \Lambda) = 0 \Rightarrow n_{opt} = \frac{-1}{\ln \left(1 - \frac{1}{N}\right)} \approx N \quad (12)$$

즉, n_{opt} 는 프레임 당 경쟁구간의 슬롯 개수 N 과 같게 됨을 알 수 있다.

3.3 충돌이 발생한 슬롯 당 평균 대역폭 요청 메시지 수

N 과 n 이 주어졌다고 할 때 X 를 충돌이 발생한 슬롯에서 전송된 대역폭 요청 메시지 수를 나타낸다고 하면, 충돌이 발생한 슬롯 당 평균 대역폭 요청 메시지 수 γ 는 식 (1)로부터 다음과 같이 구해 질 수 있다.

$$\gamma = \sum_{r=2}^n r Pr(X=r | \text{충돌}) = \sum_{r=2}^n r \frac{Pr(X=r)}{Pr(\text{충돌})}$$

$$= \frac{\sum_{r=2}^n r \binom{n}{r} \left(\frac{1}{N}\right)^r \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-r}}{1 - \binom{n}{0} \left(\frac{1}{N}\right)^0 \left(1 - \frac{1}{N}\right)^n - \binom{n}{1} \left(\frac{1}{N}\right)^1 \left(1 - \frac{1}{N}\right)^{n-1}} \quad (13)$$

하나의 프레임 당 최적 대역폭 요청 메시지의 수인 n_{opt} 개의 메시지가 전송된다고 할 때 충돌이 발생한 슬롯 당 평균 대역폭 요청 메시지의 수 γ 는 식 (13)의 n 에 n_{opt} ($=N$)를 대입해서 얻을 수 있는 데 경쟁구간 내의 슬롯 수 N 에 따라 표 1과 같이 된다.

표 1. 충돌이 발생한 슬롯 당 평균 대역폭 요청 메시지 수

N	γ
20	2.3574
30	2.3681
40	2.3742
50	2.3785

4. 제안하는 Random Access 기법

4.1 RA_NBRM 기법

\tilde{n}_i 를 i 번째 프레임에서 전송되고자 하는 메시지의 수라 하고 n_i 를 i 번째 프레임에서 전송된 메시지의 수, p_i 를 i 번째 프레임에서 각 메시지가 전송되는 확률이라 하자. 3.2절에서 n_{opt} 는 N 과 같게 됨을 볼 수 있었으므로 \tilde{n}_i 가 N 보다 적으면 모든 메시지가 전송되고($n_i = \tilde{n}_i$ 그리고 $p_i = 1$) N 보다 크면 그중 $p_i (= N/\tilde{n}_i)$ 만큼만 전송하는 ($n_i = \tilde{n}_i \times p_i$) 방법을 사용할 수 있다.

이 방법을 사용하려면 각 프레임에서 전송되고자 하는 메시지의 수를 예측할 수 있는 방법이 필요하다. $c_{1,i}$ 가 i 번째 프레임에서 전송에 성공한 대역폭 메시지의 수를 나타내고 $n_{a,i}$ 가 i 번째 프레임에서 새로이 도착한 대역폭 요청 메시지의 수를 나타내며 i 번째 프레임에서의 전송 결과를 알고 있다고 하자. 하나의 프레임 당 전송된 메시지의 수는 식 (8)에 의해서 구해질 수 있으므로 i 번째 프레임에서의 전송 결과에 따라서 n_i 를 예측할 수 있고 이를 토대로 다음 프레임에서 전송하고자 하는 메시지의 수 \tilde{n}_{i+1} 를 다음과 같이 recursive하게 예측할 수 있다.

$$\tilde{n}_{i+1} = \frac{n_i}{p_i} - c_{1,i} + n_{a,i+1} \quad (14)$$

위 식은 \tilde{n}_i 가 n_i/p_i 로 예측될 수 있고 \tilde{n}_{i+1} 는 \tilde{n}_i 에서 i 번째 프레임에서 전송에 성공한 메시지를 빼고 $i+1$ 번째 프레임에서 새로 도착하는 메시지를 더해 줌으로서 구해질 수 있다는 것을 보여준다. 한편 식 (14)에서 n_i 추정 에 오차가 발생하면 n_i 를 p_i 로 나눔에 의해 그 오차가 더욱 커지게 되는 데 다음과 같이 $i-1$ 번째 프레임에서 예측한 \tilde{n}_i 를 사용한다면 오차가 커지는 것을 방지할 수 있다. 즉 \tilde{n}_{i+1} 를 i 번째 프레임에서 전송되지 못한 메시지들 ($=\tilde{n}_i(1-p_i)$)과 i 번째 프레임에서 전송되었으나 성공하지 못한 메시지들($=n_i - c_{1,i}$), 그리고 $i+1$ 번째 프레임에서 새로 도착하는 메시지의 합으로 예측할 수 있다.

$$\tilde{n}_{i+1} = \tilde{n}_i(1-p_i) + n_i - c_{1,i} + n_{a,i+1} \quad (15)$$

본 논문은 이를 토대로 다음과 같은 프레임 당 전송되고자 하는 대역폭 요청 메시지 수에 기초한 random access 기법인 RA_NBRM 기법을 제안한다.

- 1) i 번째 프레임이 전송된 후 $i+1$ 번째 프레임에서 전송될 메시지 수 \tilde{n}_{i+1} 를 식 (14) 또는 (15)에 의해 추정한다.
- 2) \tilde{n}_{i+1} 이 프레임 당 경쟁구간 슬롯의 수 N 보다 크면 각 단말은 (0, 1)사이의 난수를 뽑아 난수가 전송확률 p_{i+1} ($=N/\tilde{n}_{i+1}$)보다 적으면 메시지를 전송하고 그렇지 않으면 메시지 전송을 다음 프레임까지 보류한다. \tilde{n}_{i+1} 가 N 보다 적으면 모든 단말은 메시지를 전달한다.

4.2 RA_CRA 기법

여러 단말들이 공유매체를 통해서 메시지를 전송하고자 할 때 random access 기법으로서 slotted ALOHA 형태의 기법이 사용될 수도 있고 이보다 성능이 뛰어난 group testing에 기초한 conflict resolution 형태의 기법이 사용될 수도 있다.

Conflict-resolution 기법(M. Molle, 2005)의 기본 개념은 충돌 발생시 다음번에 메시지를 재전송 할 때에는 충돌 발생 가능성을 줄이기 위해서 특정 2개의 슬롯에서는 앞에서 하나의 슬롯에서 충돌이 발생한 단말들만 메시지를 전송하도록 하는 방식을 택한다. 따라서 Conflict-resolution 기법을 적용하기 위해서는 기지국이 특정 슬롯에서 충돌이 발생한 단말들에게 다음에는 어떤 슬롯에서 메시지를 전송할 것인지를 알려줄 수 있는 feedback 절차가 필요하다. IEEE 802.16 시스템은 일정 주기로 uplink와 downlink

프레임을 TDD(Time Division Duplex) 방식으로 전송하므로 프레임 단위로만 feedback하는 것이 가능하다. 이때 특정 슬롯에서 충돌이 발생한 단말들에게 다음에 어떤 슬롯에서 메시지를 전송할 것인지를 알려주기 위해서는 다음 표 2에서 보는 바와 같이 UL-MAP 메시지가 그림 1의 경쟁구간내의 슬롯 번호와 이전에 충돌이 발생한 슬롯 번호를 포함하는 것이 필요하다. 표 2는 이전에 슬롯 46에서 충돌이 발생한 단말들은 현재 프레임의 슬롯 75와 76을 이용하여 전송하라는 것을 나타낸다.

표 2. Random Access 구간을 위해 필요한 UL-MAP 메시지

71	21
72	21
73	41
74	41
75	46
76	46
77	

이때 경쟁구간 내의 슬롯 번호의 주기가 충분히 커서 충돌이 발생한 슬롯 번호와 overlap이 발생하지 않아야 한다. 즉, 경쟁구간 내의 슬롯 번호를 16비트 정도로 표현해 주는 것이 필요하다. 하지만 이를 위해서는 경쟁구간 내의 각 슬롯에 대해 4 바이트 정도의 데이터를 전송해야 하므로 UL-MAP 메시지의 양이 너무 많아지게 되어 실용성이 없어지게 된다. 그런데 conflict-resolution 기법의 기본 개념은 특정 2개의 슬롯에서는 앞에서 하나의 슬롯에서 충돌이 발생한 단말들만 메시지를 전송하도록 하는 방식을 택하므로 각 프레임에서 향후 해결해야 할 충돌된 슬롯의 수 \tilde{s}_c 를 알 수 있다고 하면 전체 \tilde{s}_c 개의 충돌된 슬롯들에게 $2\tilde{s}_c$ 개의 슬롯을 할당해 주고 이들 중 임의로 하나를 선택하여 전송하도록 할 수 있을 것이다.

각 프레임에서 향후 해결해야 할 충돌된 슬롯의 수는 기지국이 하나의 프레임에서 충돌이 발생한 슬롯의 수를 알 수 있다면 다음과 같이 구해질 수 있다. $\tilde{s}_{c,i}$ 를 i 번째 프레임 시작 시 앞으로 해결해야 할 충돌된 슬롯의 수라 하고 $s_{t,i}$ 를 i 번째 프레임에서 충돌 해결을 위해서 인접한 2개의 슬롯이 할당된 충돌된 슬롯의 수, $s_{c,i}$ 를 i 번째 프레임에서 새로이 충돌이 발생한 슬롯의 수라 하면 $i+1$ 번째 프레임부터 향후 해결해야 할 충돌된 슬롯의 수 $\tilde{s}_{c,i+1}$ 은 다음과 같이 구해질 수 있다.

$$\tilde{s}_{c,i+1} = \tilde{s}_{c,i} - s_{t,i} + s_{c,i} \quad (16)$$

한편 앞에서 하나의 프레임 당 최적의 대역폭 요청 메시지의 수 n_{opt} 는 경쟁구간 슬롯의 개수 N 과 같음을 볼 수 있었고 표 1에서 충돌이 발생한 슬롯 당 평균 대역폭 요청 메시지의 수는 대략 2.38개가 됨을 볼 수 있었다.

하나의 프레임에서 전송되는 대역폭 요청 메시지의 수는 이전 프레임에서 충돌되어 다시 전송되는 메시지들과 새로이 대역폭을 요구하는 메시지로 구성되므로 $i+1$ 번째 프레임에서 새로이 대역폭을 요구하는 메시지의 수를 $n_{a,i+1}$ 라 할 때 하나의 프레임 당 대역폭 요청 메시지의 수를 N 과 거의 같게 하기 위해서는 다음과 같이 주어지는 $s_{t,i+1}$ 개수만큼의 슬롯에서 충돌된 단말들에게 재전송을 하게 하면 될 것이다.

$$s_{t,i+1} = \frac{N - n_{a,i+1}}{2.38} \quad (17)$$

본 논문은 이를 토대로 다음과 같은 conflict-resolution 기법에 기초한 RA_CRA 기법을 제안한다.

- 1) i 번째 프레임이 전송된 후 $i+1$ 번째 프레임에서 해결해야 할 충돌된 슬롯의 수 $\tilde{s}_{c,i+1}$ 를 식 (16)식에 의해 추정한다.
- 2) $\tilde{s}_{c,i+1}$ 이 식 (17)의 $s_{t,i+1}$ 보다 적으면 모든 충돌된 단말들에게 재전송하는 것을 허락하고 $\tilde{s}_{c,i+1}$ 가 $s_{t,i+1}$ 보다 크면 모든 충돌된 단말들에게 (0, 1)사이의 난수를 뽑아서 $s_{t,i+1}/\tilde{s}_{c,i+1}$ 보다 적으면 현재 프레임에서 전송하는 것을 허락하고 $s_{t,i+1}/\tilde{s}_{c,i+1}$ 보다 크면 현재 프레임에서 전송하는 것을 허락하지 않는다. 각 프레임에서는 위의 과정을 반복한다.

5. Random access 기법들의 성능 분석 결과

IEEE 802.16 상향링크가 5ms의 프레임으로 구성된다고 가정하고 random access 기법들의 성능을 시뮬레이션 범용 소프트웨어인 ARENA를 이용하여 분석하면 다음과 같다. 이때 random access 기법들의 성능을 다음과 같은 관점에서 파악하고자 한다.

- 평균 지연시간 : 지연시간은 대역폭 요청 메시지가 도착한 시점부터 서비스 받을 때까지의 시간을 말하는 데 정

쟁구간 슬롯의 수로 나타낸다.

- 최대평균수율(throughput) : 평균수율은 오랜 시간동안 연속적으로 전송될 수 있는 최대 메시지 수에 대해 성공적으로 전송된 메시지 수의 비율을 말한다. 본 논문에서는 최대평균수율을 지연시간이 1초를 초과하는 비율이 5% 이내가 되면서 최대가 되는 평균수율로 정한다.

5.1 BEB 기법의 성능분석 결과

BEB 기법의 성능은 initial backoff window, maximum backoff window, 최대 반복회수 등의 값에 따라 달라진다. 본 논문은 maximum backoff window의 값을 1024로, 최대 반복회수는 16으로 즉 충돌이 발생하면 최대 16번 까지 재전송을 시도한다고 가정하고 initial backoff window의 크기를 얼마로 하는 것이 적절한 지를 평가하였다. 프레임 당 경쟁구간 슬롯의 수인 N 이 20과 50으로 고정되어 있을 때 입력되는 부하를 변경하면서 initial backoff window의 크기가 4, 8, 16, 32, 64일 때의 최대평균수율과 그때의 평균지연시간, 1초 초과비율을 살펴보면 표 3과 표 4와 같다.

표 3. Initial backoff window 크기에 따른 최대 평균 수율 ($N=50$ 일 때)

윈도크기	최대평균수율(%)	평균지연시간	1초 초과비율
4	29	403.054	0.00
8	31	2,629.160	2.30
16	33	300.691	0.00
32	34	273.719	0.00
64	35	307.597	0.00

표 4. Initial backoff window 크기에 따른 최대 평균수율 ($N=20$ 일 때)

윈도크기	최대평균수율(%)	평균지연시간	1초 초과비율
4	30	133.971	0.12
8	33	125.426	0.13
16	35	139.039	0.13
32	36	239.799	0.39
64	36	301.163	0.00

위 표들에서 보는 바와 같이 initial backoff window의 크기를 크게 할수록 최대평균수율이 증가함을 알 수 있고 initial backoff window의 크기가 64인 경우에 N 이 50개일 때에는 최대평균수율이 35% 정도, N 이 20개일 때에는

는 36% 정도가 됨을 볼 수 있다.

5.2 RA_NBRM 기법의 성능분석 결과

프레임 당 전송되고자 하는 대역폭 요청 메시지 수에 기초한 RA_NBRM 기법의 성능은 $i+1$ 번째 프레임에서 전송되고자 하는 대역폭 요청 메시지의 수인 \widetilde{n}_{i+1} 를 예측하는 방법에 따라 달라진다. \widetilde{n}_{i+1} 는 식 (14)와 식 (15)에 의해 예측될 수 있는데 다음 표 5와 표 6은 프레임당 경쟁구간의 슬롯 수인 N 이 50개일 때의 성능을 보여준다. 식 (14)와 (15)에 의해 \widetilde{n}_{i+1} 를 예측할 때 $i+1$ 번째 프레임에서 새로이 도착하는 대역폭 요청 메시지의 수를 나타내는 $n_{a,i+1}$ 값을 알아야 하는 데 본 논문에서는 제안하는 기법의 효율성을 살펴보기 위해서 $n_{a,i+1}$ 값으로 N 과 시뮬레이션 수행시 알 수 있는 슬롯 당 평균 메시지 수의 곱을 사용하였다.

표 5. 식 (14)에 의해 예측할 때의 성능

부하(%)	평균지연시간	1초 초과비율
35	115.528	0.00
36	706.860	0.16
37	-	-

표 6. 식 (15)에 의해 예측할 때의 성능

부하(%)	평균지연시간	1초 초과비율
36	166.869	0.00
37	1,072.780	0.34
38	7,969.574	25.22

위 표에서 부하는 경쟁구간 슬롯당 대역폭 요청이 평균적으로 몇 번 행해지는지를 나타낸다. 예를 들어 N 이 50일 때 부하가 10%라는 것은 평균적으로 하나의 프레임마다 5개의 대역폭 요청 시도가 발생하는 경우를 나타낸다. 위 표에서 보는 바와 같이 식 (14)를 사용하면 최대평균수율이 36%가 되고 식 (15)를 사용하면 최대평균수율이 37%가 됨을 볼 수 있다. 그리고 식 (15)를 사용하는 방법이 동일한 부하에서 평균지연시간을 다소 적게 하는 것을 볼 수 있다. 따라서 식 (15)를 사용하는 것이 더 나은 방법임을 알 수 있다.

본 논문에서는 식 (12)로부터 하나의 프레임 당 최적 대역폭 요청 메시지의 수(n_{opt})는 N 과 같게 되므로 각 프레임에서 전송되는 대역폭 요청 메시지의 수가 N 과 가가

은 값이 되도록 하는 방법을 사용하였다. 이 방법의 효율성을 살펴보기 위해서 N 이 20 ~ 50개일 때 각 프레임에서 전송되는 대역폭 요청 메시지의 수를 N 보다 약간 적게 또는 약간 많게 변화시키면서 성능을 살펴보면 다음 표 7에서 보는 바와 같다. 이때 부하는 36(%)로 고정하여 분석하였다. 표 7로부터 각 프레임에서 대역폭 요청 메시지의 수를 경쟁구간 슬롯 수 N 과 같게 하는 방법이 대부분 평균지연시간이 최소가 됨을 볼 수 있으므로 좋은 방법임을 알 수 있다.

표 7. 전송되는 요청 메시지 수의 변화에 따른 평균지연 시간

N	요청 메시지 수	부하(%)	평균지연시간
20	19	36	93.079
	20	36	77.398
	21	36	86.178
30	29	36	95.547
	30	36	93.026
	31	36	98.701
	32	36	87.684
	33	36	110.406
40	39	36	125.760
	40	36	117.471
	41	36	109.233
	42	36	128.345
50	49	36	139.637
	50	36	131.881
	51	36	143.464

또한 본 논문에서는 하나의 프레임 당 전송된 메시지의 수를 식 (3)보다 간단한 식 (8)에 의해 예측하는 방법을 사용하였는데 하나의 프레임 당 전송된 메시지의 수를 예측하는 방법의 정확도가 random access 기법의 성능에 영향을 미치게 될 것이다. 이의 영향을 살펴보기 위해 N 이 50일 때 다음과 같이 분석하였다. 시뮬레이션을 수행할 때 하나의 프레임 당 전송되는 메시지의 실제 수를 알 수 있기 때문에 n_i 를 식 (8)에 의해 구하는 대신에 프레임 당 실제로 전송된 메시지의 수를 이용하고 $\widetilde{n_{i+1}}$ 를 각각 식 (14)와 (15)에 의해 예측할 때의 성능을 살펴보면 다음 표 8과 표 9에서 보는 바와 같다.

표 8. 프레임 당 실제로 전송된 메시지 수와 식 (14)에 의해 예측할 때의 성능

부하(%)	평균지연시간	1초 초과비율
35	109.334	0.00
36	146.433	0.00
37	2,246.627	5.31

표 9. 프레임 당 실제로 전송된 메시지 수와 식 (15)에 의해 예측할 때의 성능

부하(%)	평균지연시간	1초 초과비율
36	131.881	0.00
37	1,553.843	2.01
38	7,094.052	23.01

표 8과 표 9로부터 실제로 전송된 메시지 수를 사용하고 식 (14)를 사용하면 최대평균수율이 36%가 되고 식 (15)를 사용하면 최대평균수율이 37%가 됨을 볼 수 있다. 즉 식 (8)에 의해 예측한 값을 사용할 때와 동일한 최대평균수율을 가짐을 볼 수 있다(표 5와 표 6 참조). 그러나 실제로 전송된 메시지 수를 사용하는 경우에 평균지연시간과 1초 초과비율이 약간 적음을 볼 수 있어 성능이 다소 나을 알 수 있다. 그러나 본 논문에서 사용한 방법과 같이 식 (8)에 의해 예측하여도 그 성능이 큰 차이가 없음을 볼 수 있으므로 식 (8)에 의해 예측하는 방법이 적절함을 볼 수 있다.

5.3 RA_CRA 기법의 성능분석 결과

앞 절에서 설명한 conflict resolution 기법에 기초한 RA_CRA 기법의 성능을 경쟁구간 슬롯 수 N 을 변경하면서 분석하면 다음 표 10에서 보는 바와 같다. 단, 식 (16)에 의해 $\widetilde{s_{c,i+1}}$ 를 예측할 때 $i+1$ 번째 프레임에서 새로이 도착하는 대역폭 요청 메시지의 수를 나타내는 $n_{a,i+1}$ 값을 알아야 하는 데 본 논문에서는 제안하는 기법의 효율성을 살펴보기 위해서 $n_{a,i+1}$ 값으로 N 과 시뮬레이션 수행시 알 수 있는 슬롯 당 평균 메시지 수의 곱을 사용하였다.

표 10. Random access 구간의 슬롯을 변경한 경우

N	$s_{t,i+1}$	최대평균수율(%)	평균지연시간	1초 초과비율(%)
20	5	36	79.280	0.00
30	8	37	610.919	0.70
40	11	37	399.393	0.04
50	14	37	1,017.096	0.33

표 10으로부터 N 이 20일 때에는 최대평균수율이 36%, N 이 30, 40, 50개일 때에는 최대평균수율이 37%정도가 됨을 볼 수 있다.

5.4 Random Access 기법들의 성능비교 결과

N 이 50일 때 기준에 IEEE 802.16에서 사용하고 있는 BEB 기법과 식 (15)를 사용하는 RA_NBRM, RA_CRA 기법의 최대평균수율, 그때의 평균지연시간과 1초 초과비율을 살펴보면 다음 표 11과 같다.

표 12는 Random Access 기법들의 평균수율의 변화에 따른 평균지연시간의 시뮬레이션 결과이다. 표 11과 표

표 11. $N=50$ 일 때 Random Access 기법들의 성능

기법	최대평균수율 (%)	평균지연시간	1초 초과비율 (%)
BEB	35	307.597	0.00
RA_NBRM	37	1072.780	0.34
RA_CRA	37	1017.096	0.33

표 12. Random Access 기법들의 평균지연시간

평균수율(%)	BEB	RA_NBRM	RA_CRA
30	177.422	82.263	82.398
31	189.890	85.372	84.930
32	210.726	88.837	88.432
33	233.034	93.979	93.291
34	262.104	101.145	99.487
35	307.597	110.633	108.888
36	5638.717	166.869	139.261
37	-	1072.780	1017.096

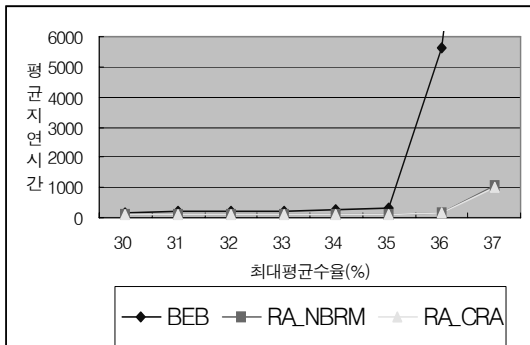


그림 2. $N=50$ 일 때 Random Access 기법들의 평균지연시간 시뮬레이션 결과

12로부터 BEB기법보다는 RA_NBRM, RA_CRA 기법의 최대평균수율이 더 높음을 볼 수 있으며, RA_NBRM, RA_CRA 기법의 성능은 평균지연시간과 1초 초과비율이 거의 비슷하여 성능이 비슷함을 볼 수 있다.

그림 2는 $N=50$ 일 때 Random Access 기법들의 평균수율을 시뮬레이션한 결과이다.

6. 결 론

본 논문은 IEEE 802.16 시스템에 적용할 수 있는 random access 기법으로서 프레임 당 전송되고자 하는 메시지 수에 기초한 RA_NBRM 기법과 conflict resolution 기법에 기초한 RA_CRA 기법을 제안하고 이들의 성능을 시뮬레이션을 사용하여 기준에 사용 중인 BEB의 성능과 비교하였다. 성능분석 결과 BEB.기법보다는 RA_NBRM, RA_CRA 기법의 성능이 더 우수함을 볼 수 있으나 RA_NBRM, RA_CRA 기법의 성능은 평균지연시간이나 1초 초과비율이 거의 비슷하여 성능이 비슷함을 볼 수 있었다.

참 고 문 헌

- 권성호, 모희숙, 최길영, 표철식, 채종석, "Gen2 기반 RFID 시스템에서의 충돌방지 알고리즘에 관한 연구," 한국통신학회논문지, Vol. 31, No. 6B, pp. 561-571, 2006.
- 김선희, 이정규, "IEEE 802.16 광대역 무선 액세스 시스템을 위한 DCCG 알고리즘," 전자공학회논문지, 제40권 11호, pp. 10-16, 2003.
- Jianhua Je, Ken Guild, Kun Yang, and Hsiao-Hwa Chen, "Modeling Contention Based Bandwidth Request Scheme for IEEE 802.16 Networks," IEEE Communications Letters, Vol. 11, No. 8, pp. 698-700, 2007.
- Byung-Jae Kwak, Nah-Oak Song and Leonard E. Miller, "Performance Analysis of Exponential Backoff," IEEE/ACM Trans. on Networking, Vol. 13, No. 2, pp. 343-355, 2006.
- Sung-Min Oh and Jae-Hyun Kim, "The Analysis of the Optimal Contention Period for Broadband Wireless Access Network," Proceedings of PerCom 2005 Workshops, pp. 215-219, 2005.
- Sung-Min Oh and Jae-Hyun Kim, "The Optimization of the Collision Resolution Algorithm for Broadband Wireless Access Network," ICACT2006, pp. 1944-1948, 2006.
- H. Vogt), "Efficient Object Identification with Passive FRID Tags," Proc. Int. Confer. on Pervasive Computing, LNCS.2414, pp. 98-113, 2002.

8. Vladimir A. Koblakiv, Andrey M. Turlikov and Alexey V. Vinel, "Distributed Queue Random Multiple Access Algorithm for Centralized Data Networks," ISCE'06, pp. 1-6, 2006.

9. M. Molle, "Communications Human Factors to Cryptology," In: Froehlich/Kent Encyclopedia of Telecommunications, Vol. 4, Marcel Dekker, New York, pp. 381-398, 1990.



김 명 환 (capiya@hanmail.net)

2003 숭실대학교 컴퓨터학부 학사
2004~현재 서울산업대학교 IT정책전문대학원 석·박사 통합과정

관심분야 : 모델링&시뮬레이션, 스케줄링



국 광 호 (khkook@snut.ac.kr)

1979 서울대학교 산업공학과 학사
1981 서울대학교 산업공학과 석사
1989 Georgia Institute of Technology 산업공학과 박사
1993~현재 서울산업대학교 교수

관심분야 : 모델링&시뮬레이션, 스케줄링



이 강 원 (kwlee@snut.ac.kr)

1980 서울대학교 산업공학과 학사
1982 서울대학교 산업공학과 석사
1985 Kansas State University 산업공학과 박사
1989~현재 서울산업대학교 교수

관심분야 : 모델링&시뮬레이션, 스케줄링



김 영 일 (yikim@etri.re.kr)

1985 경희대학교 전자공학과 학사
1988 경희대학교 전자공학과 석사
1996 경희대학교 전자공학과 박사
1988~현재 한국전자통신연구원 책임연구원(WiBro 시스템 연구팀장)

관심분야 : Wireless 시스템설계 및 PHY/MAC계층 설계 및 성능분석