

ITS에서의 인터넷 서비스를 위한 무선 링크 제어 방안

준회원 박지현*, 정회원 조동호*

Adaptive Logical Link Control for Wireless Internet Service in ITS

Chihyun Park*, Dong-Ho Cho** *Regular Members*

요약

DSRC(Dedicated Short Range Communications)는 ITS 서비스를 지원하기 위한 이동 통신 방식으로서 교통 정보 서비스에 적합하다. 그러나 ITS에서 일반적인 데이터 서비스를 지원할 경우에는 기존의 WAC(Wide Area wireless Communications) 방식을 고려할 필요가 있다. 특히 이동통신 망에서의 무선 인터넷 서비스 지원을 위한 활발한 연구를 고려할 때, ITS에서의 인터넷 서비스 지원은 고려할 가치가 있다. DSRC의 무선 구간 에러 및 흐름 제어를 담당하는 LLC(Logical Link Control) 프로토콜은 교통 정보 서비스를 지원하기에는 적합하나, 영상, 지리정보, 인터넷과 같은 서비스에는 효율적이지 못하다. 그 이유는 서비스에 따라 데이터의 트래픽 특성이 달라지기 때문이다. 따라서 본 논문에서는 DSRC에서 교통 정보 서비스뿐만 아니라 인터넷 웹 서비스까지 효율적으로 지원할 수 있는 LLC 프로토콜을 제안하고 그 성능을 분석한다. 성능 분석의 결과, 제안된 알고리즘이 교통 정보 서비스에 대해서는 일본과 유럽에서 제안된 DSRC LLC 프로토콜과 동일한 성능을, 인터넷 웹 서비스에 대해서는 우월한 성능을 나타냄을 확인하였다.

ABSTRACT

DSRC(Dedicated Short Range Communications), which is a radio mobile communication protocol in ITS, is suited for traffic related information services. But in WAC(Wide-Area wireless communications), we could consider a conventional communication infrastructure in the case of supporting other applications besides ITS. Especially considering the current trends to introduce wireless internet service into the mobile communication network, wireless internet service in ITS system is valuable. Although ITS LLC(Logical Link Control) protocols recommended by Europe and Japan are effective for traffic related services, it is not suitable for services related with geographical information, image or internet. That is because the data traffic characteristics is changed according to service types.

Therefore we suggest a logical link control algorithm effective for traffic information related services as well as internet web service, and analyze its performance. As a result of numerical analysis and simulation, proposed algorithm shows larger performance improvements. For traffic information related services, the performance of DSRC LLC recommended by Europe and Japan is the same as that of proposed LLC protocol. However, for wireless internet web service, the performance of proposed protocol is much better than that of LLC protocol used in Europe and Japan.

* 한국과학기술원 전기및전자공학과 통신정보시스템 연구실(chihyun@comis.kaist.ac.kr)
논문번호: 99163-0424, 접수일자: 1999년 4월 24일

** 본 연구는 과학재단(95-0100-1501-3) 연구비 지원으로 수행되었습니다.

I. 서론

ITS(Intelligent Transportation Systems)란 기존의 교통체계에 전자/정보/통신/제어 등의 지능형 기술을 접목시킨 차세대 교통체제로서, 통신망과 교통수단 사이의 정보 교환을 통해 전체 도로망 이용 효율의 극대화 및 교통 안전 등을 목적으로 한다. 이러한 ITS 서비스를 위한 이동통신 방식에는 WAC(Wide Area wireless Communications)와 DSRC(Dedicated Short Range Communications)의 두 가지 형태가 있으며, ITS 서비스에는 DSRC가 더 효율적이다.^[1]

ITS 서비스를 위해 일본과 유럽에서 제안된 DSRC 프로토콜의 계층 구조는 응용계층(Application Layer), 데이터 링크 계층(Data Link Layer), 물리 계층(Physical Layer)으로 구성되며, 데이터 링크 계층은 다시 논리적 링크 제어 계층(Logical Link Control layer)과 매체 접근 제어 계층(Medium Access Control layer)으로 나뉘어 진다. 여기서 LLC 계층은 노변장치와 차량탑재장치 사이의 무선 구간에서 신뢰성 있는 데이터 전송을 위하여 에러 및 데이터 흐름 제어를 담당하며, 유럽과 일본은 모두 stop-and-wait ARQ를 사용하였다. 이 방식은 대부분의 데이터가 64 바이트의 아주 짧은 길이로 전송되는 교통 정보 서비스에 효율적이다. 그러나 ITS에서 교통 정보 서비스와는 데이터 특성이 전혀 다른 인터넷 웹 서비스를 지원하는 경우, 이 방식은 효율적이지 못하다. 따라서 본 논문에서는 서비스에 따라 무선 구간의 에러 및 흐름 제어가 적절하게 이루어지는 알고리즘과 이를 지원하는 LLC 데이터 프레임 구조를 제시한다. 즉, 교통 정보 서비스에 대해서는 일본과 유럽에서 제안한 무선 링크의 에러 제어 방식이 그대로 적용되면서 인터넷 웹 서비스 시에는 개선된 제어 알고리즘이 동작하도록 하였으며 이를 위한 LLC 데이터 프레임 구조를 설계하였다.

서론에 이어 2장에서는 현재 일본과 유럽에서 제안된 DSRC LLC Type3에 대해서 동작절차와 성능을 기술하고 3장에서는 제안하는 LLC Type4의 동작 절차를 기술하고 그 성능을 수학적으로 분석한다. 그리고 4장에서는 시뮬레이션을 통해 서비스의 종류에 따른 LLC Type3와 LLC Type4의 성능을 확인한다. 마지막으로 5장에서는 결론을 맺는다.

II. DSRC LLC 연구

2.1 일본과 유럽에서 제안된 LLC 동작 및 데이터 프레임 구조

DSRC LLC는 ITS 서비스를 위한 무선 링크 구간의 신뢰성 있는 데이터 전송을 위하여 에러 및 순서 제어 동작 절차를 기술한다. 일본과 유럽에서 제안된 LLC 동작 절차는 비확인형의 비연결 서비스를 제공하는 Type1과 확인형의 비연결 서비스를 제공하는 Type3로 나누어 진다. Type1은 전송된 데이터에 대한 확인 없이 계속해서 데이터를 전송하는 방식으로 에러 제어를 수행하지 않으며 Type3는 Stop-and-Wait ARQ를 사용하여 에러 및 흐름 제어를 수행한다. 따라서 본 논문에서는 Type3만을 고려한다. Type3 동작 절차를 지원하기 위한 데이터 프레임 구조는 그림1과 같다.

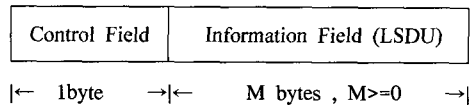
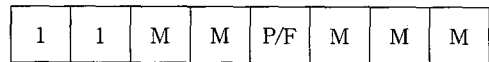


그림 1. 명령/응답LPDU의 구조



M : Modifier function bit

P/F : Poll / Final bit

그림 2. LLC Type 3의 제어 필드 형식

그림 2의 1바이트의 제어 필드는 Type3 동작을 위한 것으로서, 명령 / 응답을 표시하기 위한 P/F 비트가 존재하고 Stop-and-Wait ARQ를 지원한다. 정보 필드는 최대 한계 길이 M바이트로 이루어져 있으며, 응답 데이터에 대해서는 그림3과 같이 1바이트 길이의 상태 부필드와 0 바이트 이상의 데이터 부필드로 구성된다. 이 때 상태 부필드는 데이터의 수신 상태를 나타내는 것으로서 응답 PDU에만 존재한다.

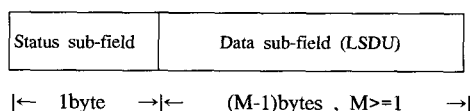


그림 3. 응답 LPDU의 정보 필드 형식

Type3로 서비스를 지원할 때 송신측은 제어 필드의 P/F 비트를 P(Poll)로 하여 명령 데이터를 전송한 후 타이머를 작동시킨다. 타이머가 만료되었거나 수신된 확인 데이터의 상태 부필드가 수신이 잘못 되었음을 나타낼 경우 데이터를 재전송한다. 수신측은 P/F 비트를 F(Final)로 하여 수신된 데이터의 상태 정보를 담은 응답 데이터를 송신측으로 전달한다.

명령과 이에 대한 응답 데이터 확인은 Stop-and-Wait 방식으로 이루어진다. 즉 제어 필드의 마지막 비트값이 전송되는 데이터의 순서 번호, 0, 1을 표시하도록 하여 명령0에 대한 확인은 응답1로, 명령1에 대한 확인은 응답 0으로 설정하여 전송한다.

Type3는 데이터 프레임의 최대 길이를 교통정보 서비스 데이터의 길이보다 크게 할 경우에 최대 성능을 나타내게 되는데, 일반적으로 교통 정보 서비스의 데이터 길이가 매우 짧기 때문에 이 방식은 고속의 데이터 전송을 요구하는 ITS 서비스에 적합하다.

2.2 일본, 유럽 안의 수학적 성능 분석

데이터 링크 프로토콜에 대한 성능은 처리율로 나타내며 아래의 식(1)에 의해 계산된다.

$$S = (NUM_{LPDU} \times T_{LSDU}) \div Total-time \quad (1)$$

NUM_{LPDU} : 전송하는 데이터 프레임(LPDU)의 개수
 T_{LSDU} : 순수 데이터(LSDU)만을 전송하는데 걸리는 시간

Total-time : NUM_{LPDU} 개의 데이터 프레임을 성공적으로 전송하는데 걸린 총시간

Type3와 제안한 LLC Type4의 성능분석 비교를 위해 데이터 프레임(LPDU)의 길이가 교통 정보 데이터 길이보다 크다고 가정한다. 일반적으로 Type3의 처리율은 LSDU 한 개를 전송하는데 걸린 시간에 대한 하나의 LPDU를 보내는데 걸린 총시간의 비로 표시될 수 있다.

하나의 LPDU를 전송하는데 걸리는 총 시간의 기대값은 LPDU에 에러가 발생할 경우(P_{LPDU})와 발생하지 않을 경우 (1 - P_{LPDU}) 각각에 대해 하나의 LPDU를 전송하는데 걸리는 시간과 각 경우의 확률을 곱해서 더한 결과로 구해진다.

LPDU에 에러가 발생하는 경우(이때의 확률은 P_{LPDU})에 하나의 LPDU를 성공적으로 전송하는데

걸리는 시간은 하나의 LPDU를 전송한 뒤 타이머가 만료된 후 LPDU를 재전송하는데 소요되는 시간의 합(t_{LPDU} + t_{timer} + T₁)이 된다. 따라서 이러한 경우 하나의 LPDU 전송 시간의 기대값 E[T_{err}]은 식 (2)와 같다.

$$E[T_{err}] = (t_{LPDU} + t_{timer} + T_1) \times P_{LPDU} \quad (2)$$

LPDU에 에러가 발생하지 않는 경우(이때의 확률은 1 - P_{LPDU})에는 응답 LPDU에 에러가 발생하지 않는다면(이때의 확률은 (1 - P_{LPDU}) × (1 - P_{ack3})) 하나의 LPDU를 성공적으로 전송하는 데에는 하나의 명령 LPDU 전송 지연의 값과 그에 대한 응답 LPDU의 수신에 소요되는 시간의 합(t_{LPDU} + t_{ack3})이 걸린다. 그러나 응답 LPDU에 에러가 발생한다면(이 경우 확률은 (1 - P_{LPDU}) × P_{ack3}) LPDU에 에러가 나는 경우와 동일한 시간(t_{LPDU} + t_{timer} + T₁)이 걸린다. 따라서 이러한 경우 하나의 LPDU 전송 시간의 기대값 E[T_{Noerr}]은 식 (3)과 같다.

$$E[T_{Noerr}] = (1 - P_{LPDU}) \times \{ (1 - P_{ack3}) \times (t_{LPDU} + t_{ack3}) + P_{ack3} \times (t_{LPDU} + t_{timer} + T_1) \} \quad (3)$$

따라서 하나의 LPDU를 전송하는데 걸리는 총 시간의 기대값은 아래의 식(4)에 의해 구해지며 식의 각 항목은 식(6)에 정의되어 있다.

$$E[T_1] = (1 - P_{LPDU}) \{ (t_{LPDU} + t_{ack3}) (1 - P_{ack3}) + (t_{LPDU} + t_{timer} + T_1) P_{ack3} \} + P_{LPDU} (t_{LPDU} + t_{timer} + T_1) \quad (4)$$

III. 서비스에 따른 적응 LLC

3.1 적응 LLC의 동작 및 데이터 프레임 구조

제안된 알고리즘 LLC Type4를 지원하기 위한 데이터 프레임의 구조는 그림 1과 동일하며 제어 필드의 구성은 그림 4와 같다.

EF	M	W1	W2	P/F	S1	S2	S3
----	---	----	----	-----	----	----	----

- EF : End Flag
- M : Modifier function bit
- W1, W2 : Window size
- P/F : Poll / Final bit
- S1, S2, S3 : Sequence number

그림 4. LLC Type4의 필드 형식

그림 1과 그림4에서 알 수 있듯이 LLC 데이터 프레임은 1 바이트의 제어 정보 필드와 최대 한계 길이를 갖는 데이터 정보 필드로 구성되며, 제어 정보 필드에는 윈도우 크기, 명령/응답, EF, 데이터 순서 번호를 구분하기 위한 필드들이 들어있다. 윈도우 크기(W1, W2)는 2비트의 조합, 00(0), 01(1), 10(2), 11(3)으로 표시되며 이들은 각각 $2^0(1)$, $2^1(2)$, $2^2(4)$, $2^3(8)$ 의 윈도우 크기를 나타낸다. EF 비트는 한 윈도우로 전송되는 마지막 데이터에 대해 1의 값을 갖고 그 외에는 0의 값을 갖는다.

데이터의 송신 순서번호는 3비트의 조합, S1 S2 S3로 표시되며 모듈로8 연산에 의해 계산된다. 데이터 정보 필드는 한 바이트의 상태 부필드와 M-1 바이트 길이를 갖는 데이터 부필드로 구성되며, 명령 프레임의 경우 상태 부필드의 길이가 0이 되고, 응답 프레임의 경우 데이터 부필드의 길이가 0이 된다. 응답 프레임의 데이터 정보 필드, 즉 상태 부필드는 하나의 윈도우로 전송된 데이터들에 대한 확인을 나타낸다.

송신측에서는 가변적 크기를 갖는 윈도우로 데이터를 전송하며 한 윈도우로 전송되는 마지막 데이터에 대해서는 EF를 1로 한다. 예를 들어 교통 정보 서비스 데이터 전송시에는 1 또는 2의 윈도우 크기로, 인터넷 웹 서비스에 대해서는 1, 2, 4, 8의 윈도우 크기로 데이터를 전송하는데, 한 윈도우 내로 전송되는 마지막 데이터에 대해서는 EF 필드를 1로 설정한다. 한 윈도우로 마지막 데이터를 전송한 후 확인신호를 수신하기 위한 타이머를 동작시킨다. 만일 타이머가 만료되기 전까지 응답 데이터를 수신하지 못한다면 응답 데이터 재전송 요구 데이터를 보낸다. 재전송 요구 후에도 응답이 오지 않으면 이전에 보낸 데이터를 재전송한다. 또한 수신된 응답 데이터의 상태 부필드를 통해 재전송해야 할 데이터가 있음을 확인하면 해당 데이터만을 재전송한 뒤 타이머를 동작시킨다. 그리고 이러한 과정은 한 윈도우로 전송한 모든 데이터에 대한 수신을 확인 할 때까지 계속된다.

수신측에서는 수신된 데이터의 윈도우 크기 필드를 통해 수신될 데이터의 최대 개수를 확인한 후 한 바이트 길이의 상태 벡터에 하나의 윈도우로 수신된 모든 데이터에 대한 상태를 표시한다. 이 때 상태 벡터의 최하위 비트는 순서번호가 0인 수신 데이터에 대한 수신 상태를 나타내며 최상위 비트는 순서번호가 7인 수신 데이터의 수신 상태를 나타낸다. EF 가 1인 데이터를 수신한 후 상태 벡터

를 LLC 데이터 프레임 내의 상태 부필드로 하여 하나의 윈도우 단위로 수신된 데이터들에 대한 확인을 전달한다.

따라서 제안된 알고리즘은 윈도우 크기가 1인 경우 DSRC LLC와 동일한 stop-and-wait 방식으로 동작되고 윈도우 크기가 2, 4, 또는 8인 경우에는 그룹단위의 데이터 전송이 이루어지게 된다. 또한 제안된 알고리즘을 위한 데이터 프레임 구조는 제어 필드의 구성을 제외하고는 DSRC와 동일하기 때문에 제안된 알고리즘을 사용할 경우 윈도우 크기를 1로 하는 경우에는 DSRC와 동일한 처리율을 보이며 윈도우 크기가 1보다 큰 경우에는 DSRC보다 더 좋은 성능을 나타낸다. 즉 데이터 프레임의 최대 길이를 교통 정보 데이터 길이보다 크게 설정 하게 되면 교통 정보 서비스 시 하나의 데이터 전송 후 그에 대한 확인을 받는 stop-and-wait방식으로 동작되어 최대 효율을 갖게 되고, 인터넷 서비스 시에는 그룹단위로 데이터를 계속해서 전송함으로써 성능이 개선된다.

3.2 적응 LLC의 수학적 성능 분석

LLC Type3와의 성능분석 비교를 위해 데이터 프레임(LPDU)의 길이가 교통 정보 데이터 길이보다 크다고 가정한다. Type4 프로토콜의 경우 윈도우 크기가 1인 경우와 그렇지 않은 경우에 대해 각각 동작 절차가 다르므로 윈도우 크기가 1인 경우와 그 이상인 경우 각각에 대한 데이터 전송 시간의 기대값을 구할 수 있다.

윈도우 크기가 1인 경우 Type3와 동작 절차가 같고 Type3와 Type4의 응답 LPDU길이가 동일하기 때문에 $tack3=tack4$ 이 되어 하나의 LPDU 전송 시간의 기대값 $E[T1]$ 은 Type3의 경우와 같게 된다.

$$E[T1] = (1 - P_{LPDU}) \{ (t_{LPDU} + t_{ack}) (1 - P_{ack}) + (t_{LPDU} + t_{retr} + T_1) P_{ack} \} + P_{LPDU} (t_{LPDU} + t_{retr} + T_1) \tag{5}$$

윈도우 크기가 2, 4 또는 8 인 경우에는 하나의 윈도우로 전송되는 i ($1 < i \leq$ 윈도우 크기)개의 LPDU에 대한 전송 시간의 기대값 $E[Ti]$ 을 구할 수 있다. 이 경우 $E[Ti]$ 는 i 개의 LPDU 전송시 k 개의 LPDU에 에러가 날 확률에 대해 해당 전송시간을 곱한 값을 k 가 0에서부터 i 까지의 값을 갖는 모든 경우에 대해 더하여 구할 수 있는데 이 때에 응답 LPDU와 응답 재전송 요구 LPDU의 전송 에러를

고려해야 한다. 이 경우 하나의 윈도우로 전송되는 i ($1 < i \leq$ 윈도우 크기)개의 LPDU에 대한 전송 시간의 기대값 $E[T_i]$ 은 식 (6)에 의해 구해지며 이 식의 첫번째 항은 응답 LPDU에 에러가 나지 않은 경우의 i 개의 LPDU에 대한 전송 시간의 기대값이 되고, 두번째 항은 응답 LPDU에 에러가 났을 경우에 대한 것으로서, 재전송 요구 LPDU의 에러가 고려되었다.

$$E[T_i] = \left[\sum_{k=1}^i P_{LPDU}^{k-1} (1 - P_{LPDU})^{i-k} (i \times t_{LPDU} + t_{ack} + T_k) \right] \times (1 - P_{ack}) + \left[\sum_{k=1}^i P_{LPDU}^{k-1} (1 - P_{LPDU})^{i-k} \{ i \times t_{LPDU} + t_{timer} + t_{r_ack} + (t_{ack} + T_k) (1 - P_{ack}) + (t_{timer} + T_k) P_{ack} \} \right] P_{ack}$$

- P_{LPDU} : 명령 LPDU의 에러 발생확률
- P_{ack3} : Type3 응답 LPDU의 에러 발생확률
- P_{ack4} : Type4 응답 LPDU의 에러 발생확률
- P_{r_ack} : 응답 재전송요구 LPDU의 에러발생확률
- t_{LPDU} : 명령 LPDU 전송시간
- t_{ack4} : type4 응답 LPDU 전송시간
- T_k / T_i : k / i 개의 LPDU 전송시간
- t_{timer} : 확인 타이머 최대값
- t_{r_ack} : type4 응답 재전송요구 LPDU 전송시간
- t_{ack3} : type3 응답 LPDU 전송시간

(6)

VI. 서비스에 따른 성능분석 비교

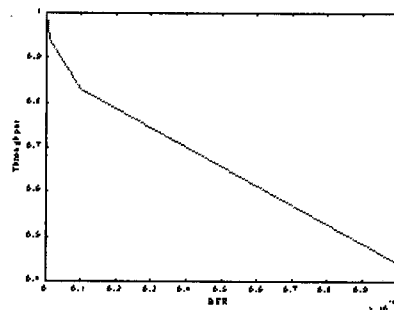
4.1 서비스에 따른 데이터 특성

일반적으로 교통정보 서비스와 관련된 데이터는 대부분 64 byte의 크기를 갖으며 상/하향 링크로 전송되는 데이터의 크기가 거의 비슷하다. 반면에 인터넷 웹 서비스 요구 데이터(uplink)는 평균 320 byte 크기를 갖고 있으며, 인터넷 웹 서비스 데이터(down link)는 평균 8~10 Kbytes의 크기를 갖는다. 즉 상/하향 링크간에 비대칭적인 데이터 전송이 이루어 진다.

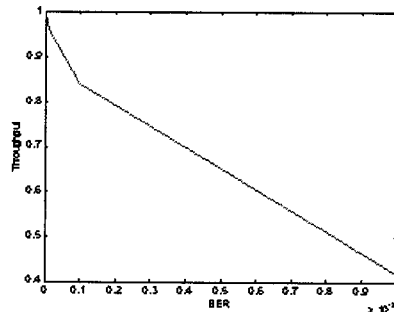
4.2 서비스에 따른 성능분석 비교

LPDU의 길이를 65 바이트로 했을 경우 교통정보 데이터는 하나의 LPDU전송으로 전달되며 인터넷 정보의 경우에는 166개의 LPDU 전송을 통해 데이터가 전달된다. 아래 그림 5는 166개의 교통정보 데이터를 전송하는 경우에 대해, 그림 6은 하나의 인터넷 웹 데이터를 166 개의 LPDU로 전송하는 경우에 대해 각각Type3와 Type4의 처리율을

보여준다. 그림에서 실선과 점선은 각각 BER의 변화에 따른 Type3와 Type4의 처리율의 변화를 나타낸다. 166개의 LPDU가 모두 교통정보 데이터인 경우에는 Type4는 윈도우 크기를 1로 해서 모든 데이터를 전송하게 된다. 즉, Type3와 동일하게 동작하며 그 결과 처리율이 동일하게 나타난다. 그러나 166개의 LPDU가 하나의 인터넷 웹 데이터를 전송하는데 쓰인다면 이 경우 Type4는 윈도우 단위로 데이터를 전송하게 될 것이며 따라서 Type3와는 처리율의 차이를 보이게 된다.



(a) 수치적 분석 결과

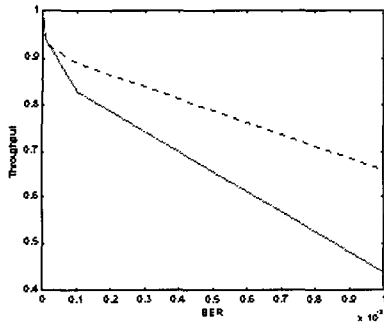


(b) 시뮬레이션 결과

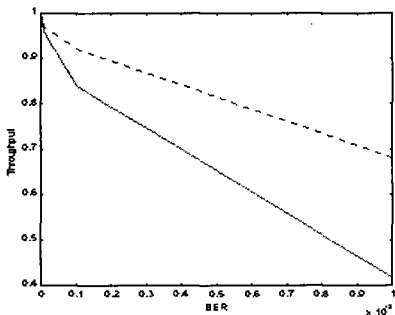
Type 3 : — Type 4 :

그림 5. 교통정보 데이터에 대한 Type3와 Type4 LLC 프로토콜의 성능 분석

수학적 분석과 시뮬레이션에 의한 Type3, Type4의 성능분석 결과를 정리하면 교통정보 데이터와 같이 하나의 LPDU로 전송될 수 있는 데이터에 대해서는 Type3와 Type4가 동일한 성능을 보이며 인터넷 웹 데이터와 같이 많은 수의 LPDU전송을 통해 정보가 전달되는 데이터에 대해서는 Type4가 Type3에 비해 더 좋은 성능을 나타낸다. 그리고 무선 구간의 어려움이 높아질수록 성능의 차이가 클 수 있는데, BER=10⁻³인 경우에 Type4가 Type3에 비해 처리율이 34%정도 좋다.



(a) 수치적 분석 결과



(b) 시뮬레이션 결과

Type 3 : — Type 4 :

그림 6. 인터넷 웹 데이터에 대한 Type3와 Type4 LLC 프로토콜의 성능 분석

V. 결론

ITS에서 교통정보뿐만 아니라 무선 인터넷 서비스를 제공하기 위한 Type 4 LLC 프로토콜을 제안하고 수학적 분석 및 시뮬레이션을 통해 Type3와 Type4의 성능을 비교해 보았다. 그 결과 LLC Type 4가 교통 정보 서비스에 대해서는 일본과 유럽에서 제안된 LLC Type3와 동일한 성능을, 무선 인터넷 웹 데이터 서비스에 대해서는 성능이 크게 개선됨을 확인했다. 단순히 교통정보 서비스만을 제공한다면 Type3를 사용하는 것이 프로토콜의 구현 관점에서 더 효율적일 것이나 교통 정보 서비스와 인터넷 웹 서비스를 동시에 지원하는 경우는 Type4를 사용하는 것이 더 효율적이다.

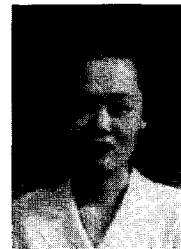
참고 문헌

[1] Y.Kanazaki, T.Sasamoto, and H.Hirata, The role of DSRC in ITS, ITS world Congress, Berlin, Germany, Oct. 1997.

[2] ISO/TC204/WG15 Committee of Japan, Transport Information and Control System(TICS)-Dedicated Short Range Communication(DSRC)-Data Link Layer : Logical Link Control ver. 2.0, p.83 ~ 121, Oct. 1997.
 [3] Shung deng, Empirical model of WWW document arrivals at access link, ICC'96, p1797 ~ 1802, 1996.
 [4] GSM, Radio Link Control, August 1997.
 [5] TR45, Radio Link Control, May 1997.
 [6] D.N.Serpamos, J.R.Brunheroto and J.Nogima, Data link control emulation : Rapid prototyping for high speed networks, IEEE Network, p.56~64, March/April 1998.

박 지 현(Chihyun Park)

준회원



1998년 2월 : 충북대학교 컴퓨터 공학과 졸업
 1998년 3월~현재 : KAIST 전자공학과 석사과정
 <주관심 분야> 유무선통신망, 전산학

조 동 호(Dong-Ho Cho)

정회원



1979년 2월 : 서울대학교 전자 공학과 (공학사)
 1981년 2월 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (공학석사)
 1985년 2월 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 (공학박사)

1985년 3월 ~ 1987년 2월 : 한국과학기술원 통신공학 연구실 선임연구원
 1987년 3월 ~ 1989년 12월 : 한국과학기술원 통신공학 연구실 위촉연구원
 1987년 3월 ~ 1998년 1월 : 경희대학교 전자계산공학과 조교수, 부교수, 교수
 1989년 9월 ~ 1995년 7월 : 경희대학교 전자계산소 소장
 1998. 2 - 현재 : 한국과학기술원 전기 및 전자공학과 부교수
 <주관심 분야> 유무선 통신망, 유무선 멀티미디어 통신 서비스, 유무선 통신 프로토콜