안전한 비동기 통신에서 제어접두문자의 제거 방법

정현철

한국전자통신연구소

Excluding the Control Prefixes on Asynchronous Secure Communication

Hyon Cheol Chung

Electronics and Telecommunications Research Institute

요 약

본 논문에서는 비동기 프로토콜 상으로 데이터를 암호화하여 전송할 때 발생하는 모의 제어문자에 대해 제어접두문자를 추가하지 않고 일정한 변환만 하여 송신하므로써 데이터의 길어짐을 방지하고 전체 통신 속도를 높이는 문자 변환 방법을 제시하였다. 이러한 변환을 위해 전송 데이터의 유효 범위를 가정하고 이 범위를 벗어나지 않도록 하였으며 실험을 통하여 이 방법이 기존의 방법에 비해 통신속도가 향상됨을 보이고 암호화된 데이터의 임의성을 확인하므로써 암호화에 문제가 없음을 보였다.

1. 서론

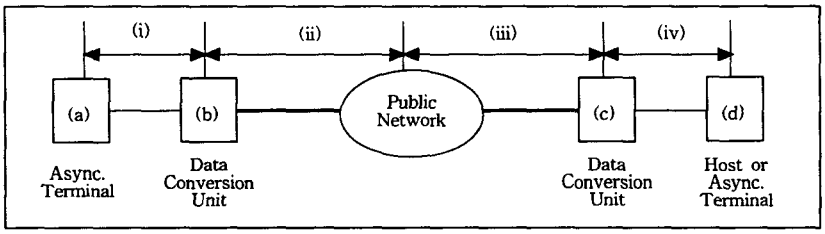
최근 하드웨어 및 소프트웨어의 발달과 개인용 컴퓨터의 보급으로 전화선을 이용한 전자 게시판 등의 이용이 급격히 늘고있다. 대부분의 전자 게시판에서는 주로 비동기 프로토콜을 사용하여 통신하기 때문에 비동기 프로토콜의 사용은 계속 증가하는 추세이다. 이와 같은 비동기 프로토콜 사용의 증가와 함께 그에 대한 정보보호도 시급한 실정이다. 본 논문에서는 비동기 데이터의 정보보호시 제어문자와 같은 ASCII 값을 가지면서 실제 제어문자가 아닌 데이터에 대해 제어접두문자를 사용하므로써 발생하는 데이터의 길어짐과 그에 따른 통신속도의 저하를 방지하는 데이터의 변환 방법을 언급한다.

일반적으로 비동기 통신에서 데이터의 전송은 문자 단위로 이루어지며 한 문자는 7비트 또는 8비트로 이루어진다. 하위 7비트가 00h(16진수 00) 부터 1Fh 사이인 문자와 7Fh인 문자는 기능제어 또는 흐름제어를 위해 사용될 수 있으며 비동기 통신에서는 이들 중 일부 또는 전부를 제어문자로 사용하고 있다. 그런데 이진데이터 중에 이런 코드 값들을 갖는 문자가 나타날 수 있다[1][2][3]. 이렇게 제어문자가 아니면서 제어문자와 같은 값을 갖는 문자를 모의 제어문자(Control-like Character)라고 정의한다. 모의 제어문자를 그대로 전송하면 제어문자로 인식되어 통신 요소로 하여금 제어동작을 하도록 하므로써 한 바이트의 데이터를 잃어버리게 된다. 특히 암호통신 또는 압축 데이터의 송신 등 데이터에 일정한 변환을 하는 경우는 통신 중에 잃은 한 바이트의 데이터로 인해 수신측에서 데이터를 원래의 데이터로 재변환할 때 많은 데이터를 잃어버리는 경우가 발생하게 된다. 이런 문제를 해결하기 위해서는 이 모의 제어문자를 다른 형태로 변환해야 하는데 단지 변환만이 아니라 수신측에서 일정한 방법의 재변환으로 원래 데이터를 얻을 수 있어야 한다. 일반적으로는 Kermit 프로토콜에서 제공하는 '#'(23h) 추가 후 40h과 배타적 논리합(XOR, Exclusive OR)을 취하는 방법이 많이 사용된다. 물론 '#' 대신 제어문자가 아닌 어떤 문자를 사용해도 무방하며 이것을 제어접두문자(Control Prefix)라고 한다[1]. 그러나 이 방법은 최악의 경우 '#'이 너무 많이 추가되어 데이터에 변환을 행하는 중간 노드((그림 1)의 (b) 또는 (c))

입장에서 볼 때 수신하는 데이터에 비해 전송해야할 데이터가 현격히 늘어나는 단점이 있다. 즉, 텍스트 데이터 자체는 모의 제어문자를 갖지 않지만 정보를 보호하기 위해 데이터를 변환하는 경우 텍스트 데이터도 난수에 가까운 이진 데이터가 되기 때문에 모의 제어문자가 많이 발생할 수밖에 없다. 또 이진 데이터의 경우도 단말에서 이미 '#'을 추가하여 제어문자 처리를 하였더라도 데이터 변환부에서 암호화를 행하면 다시 이진 데이터가 되므로 이중으로 처리 해야하며 데이터의 길이 또한 더 길어진다.

최근에 프로세서의 속도가 빨라지면서 암호화 등 데이터 송신 전의 처리는 통신의 전체적인 속도 또는 전송률에 큰 지장을 주지 않게 되었다. 그러나 예를 들어 (그림 1)의 (b)와 같은 통신로 상의 한 노드가 일정 전송률로 데이터를 받아서 그 데이터에 어떤 데이터를 더 붙여서 보낸다면 프로세서의 속도에 관계없이 (그림 1)의 (b)나 구간 (ii)와 같은 특정 노드 및 구간에 많은 부하가 걸릴것이며, 이로 인해 발생하는 흐름제어의 횟수도 늘어나 통신 속도는 더 떨어질 것이다. 이는 그 노드의 프로세서가 아무리 빨리 데이터의 암복호화를 처리한다고 하더라도 다음 노드로 전송하는 전송률이 일정하기 때문에 통신 속도의 저하는 피할 수가 없기 때문이다. 이 문제의 해결을 위해 본 논문에서는 비동기 통신에서 데이터를 암호화하여 송신할 때 모의 제어문자가 발생하지 않도록 하므로써 특정 구간에서 일어나는 병목현상을 없애고 전체적인 전송효율을 높이는 방법을 제시한다.

논문의 효율적인 전개를 위해 본 논문의 2절에서는 Kermit 프로토콜에서의 모의 제어문자 처리방법을 소개하고 암호통신시 발생하는 문제점을 기술하였으며 3절에서는 니블(Nibble, 4비트) 단위로 배타적 논리합을 취하여 문자의 추가가 없이 모의 제어문자를 처리하는 방법을 제시한다. 4절에서는 3절에서 제시한 방법에 대한 실험 및 결과를 제시하고 분석하며 5절에서 결론을 맺는다.



(그림 1) 전형적인 비동기 통신망

2. Kermit 프로토콜에서의 모의 제어문자 처리 방법을 이용한 경우

Kermit 프로토콜은 화일을 전송하기 위해 설계된 비동기 프로토콜이다. 이 프로토콜은 XMODEM과 비슷한 절차로 수행된다[2]. 이 프로토콜은 ASCII 뿐만 아니라 이진 화일까지 처리 가능한데 본 절에서는 이진 화일 송수신시 모의 제어문자를 처리하는 방법에 대해 언급한다.

Kermit에서는 화일 송신 중 모의 제어문자가 나타나면 이 문자에 대해 40h 값과 배타적 논리합을 취한 후에 '#'을 앞에 삽입하여 송신하는 방법을 사용한다. 일반적으로 제어문자는 하위 7비트의 값이 00h에서 1Fh 사이이거나 7Fh인 문자(00h ~ 1Fh, 7Fh, 80h ~ 9Fh, FFh)로 정의되는데 40h과 배타적 논리합을 취하면 3Fh에서 5Fh 사이의 값으로 변환되므로 모의 제어문자의 발생은 막을 수 있다. 그러나 이 값은 원래 3Fh에서 5Fh 사이의 값을 갖는 데이터와 중복되어 수신측에서 구분을 할 수 없으므로 이 변환된 값을 송신하기 전에 '#'과 같은 제어접두문자를 먼저 송신한 후에 해당 문자를 송신하게된다. 이렇게 하면 수신측에서는 데이터를 수신하면서 만나는 '#'을 제거한 후 바로 다음 문자를 40h과 배타적 논리합을 취하여 원래의 데이터를 얻게 된다. 이 '#' 또한 원래의 '#'과 구분하여야만 수신측에서 '#'을 제거하더라도 데이터를 잃어버리는 일이 없을 것이다. 이를 위해 송신측에서는 원래의 '#'에 대해서도 '#'을 하나 더 붙여서 송신하며 수신측에서는 '#'이 연속해서 나타날 경우 짝수 번째의 '#'만을 취한다. (그림 2)에 이진 데이터에 대한 Kermit의 모의 제어문자 처리과정[1]을 나타내었으며 (그림 3)에 일련의 이진 데이터에 대해 모의 제어문자 처리가 된 결과를 나타내었다.

```
while(1) {
    Getch(byte);
    ch = byte & 0x7f;
    if (ch<0x20 || ch==0x7f) {
     byte = byte ^ 0x40;
     Send_char('#');
    }
    else if (ch == '#') Send_char('#');
    Send_char(byte);
}
```

(a) Processing Method on Sending

```
while(1) {
    Getch(byte);
    if (byte == '#') {
        Getch(byte);
        ch = byte & 0x7f;
        if (ch != '#') byte = byte ^ 0x40;
    }
    Accept(byte);
}
```

(b) Processing Method on Receiving

(그림 2) Kermit Procotol에서의 모의 제어문자 처리과정

A1 D7 **23** F5 CA **07** 59 3F 3D **90**	A1 D7 23 23 F5 CA **23 47** 59 3F
1F 2D 6A 48 BD 39 **06** 40 2A 35	3D 90 23 **5F** 2D 6A 48 BD 39 **23**
4C 6B 79 DE **08** EB B1 31 74 6C	**46** 40 2A 35 4C 6B 79 DE **23 48**
1C 20 3F 54 96 **8B** A3 **9D** 30 **0A**	EB B1 31 74 6C 23 5C 20 3F 54
	96 **23** CB A3 **23** **9D** 30 **23 4A**
(a) Source data	(b) Converted data

(그림 3) 원시 데이터 및 Kermit에 의해 변환된 데이터

그러나 전송하고자 하는 화일이 암호화된 데이터와 같이 거의 난수에 가까운 데이터이면 추가되는 '#'으로 인해 송수신해야 할 데이터가 너무 늘어나는 단점이 있다. 즉 kermit의 경우 하위 7비트가 00h에서 1Fh 사이이거나 7Fh인 데이터와 '#'에 대해 '#'을 하나씩 추가하여야 하며 이는 확률적으로 34/128의 데이터 증가를 유발한다. 이 수치는 원래 데이터 이외에 1/4이상의 데이터를 더 송수신 해야하는 부담이 되는 것이다. 이 통신이 암복호화를 하지 않는 일반통신일 때는 송신부에서 모의 제어문자 처리를 거친 후 송신되므로 병목 현상은 일어나지 않으나 암호화 송수신의 경우는 문제가 달라진다. (그림 1)과 같은 구조에서 송신부의 통신 단말 (a)는 모의 제어문자 처리를 한 후의 데이터를 데이터 변환부 (b)로 송신할 것이다. 데이터 변환부에서는 이 데이터를 암호화 하고 나서 다시 난수가 된 데이터에 대해 같은 방법으로 모의 제어문자 처리를 해야한다. 이 때 통신 단말에서는 일정한 데이터 전송률로 송신하는데 데이터 변환부에서는 이 데이터를 34/128 만큼 늘려서 전송하면 병목현상이 일어나지 않을 수 없을 것이다. 이렇게 되면 송신측의 데이터 변환부 (b)에서는 데이터를 잃어버리지 않기 위해 지속적인 흐름제어를 해야할 것이고 이 때문에 전체적인 통신 속도는 더 많이 저하된다. 실질적인 통신속도의 비교는 5절에 제시하였다.

3. 니블 단위의 배타적 논리합을 이용한 모의 제어문자 처리 방법

본 절에서는 단말에서 모의 제어문자 처리가 되어 데이터 변환부에 도달한 평문 데이터는 00h부터 1Fh 까지의 값과 7Fh 값을 갖지 않는다는 점을 이용하여 암호화시에 원래의 데이터 값과 조화시켜서 전송하는 방법을 제시한다. 이 방법은 스트림 암호화를 이용한 데이터 암호화 및 복호화시에 주로 많이 사용되는 키 수열과 데이터를 배타적 논리합하는 방법[4][5]과 거의 흡사하나 바이트 단위의 연산이 아닌 니블 단위의 연산을 수행하고 그 결과에 따라 다른 방법의 연산을 행한다.

3.1 니블 단위로 배타적 논리합을 한 번 취하는 방법

(그림 1)의 데이터 변환부는 송신부로부터 받은 데이터를 (b)의 암호화부에서 생성한 키 수열과 바이트 단위로 배타적 논리합을 수행하여 이 값이 모의 제어문자이면 상위 니블의 하위 3비트는 입력 데이터를 그대로 취하고 상위 니블의 최상위 비트 및 하위 니블은 배타적 논리합으로 연산된 값을 취하여 이 바이트를 전송한다. 제어문자는 상위 니블의 하위 3비트 값이 '0' 또는 '1'이며 하위 니블의 값은 0h ~ Fh 중 어느 값이 될 수도 있다. 즉, 모의 제어문자가 되지 않기 위해서는 상위 니블의 하위 3비트만 '1' 보다 큰 값이 되면 된다. 입력된 문자는 상위 니블의 하위 3비트 값이 2h ~ 7h 이므로 데이터 변환시 상위 니블을 그대로 취하면 변환된 데이터는 모의 제어문자가 아니며 변환된 데이터의 하위 니블은 배타적 논리합에 의해 변환된 값이므로 이 바이트 자체는 변환되기 전의 값과는 다르다. 복호화시에도 암호화시와 같은 방법으로 수행하는데, 먼저 키와 데이터에 대해 배타적 논리합 연산을 수행한 후 복호화 된 데이터의 상위 니블이 '0', '1', '8', 또는 '9'이면 복호화 하기 전의 데이터의 상위 니블을 취한다. 왜냐하면 원시 데이터는 상위 니블이 '0', '1', '8', 또는 '9'가 될 수 없기 때문이다. 이 방법을 사용할 경우 텍스트 데이터를 이진 데이터로 변환하여 송신할 때 데이터의 길이가 늘지 않았기 때문에 송신부에서의 흐름제어도 현격히 줄어 전체적인 전송률은 크게 상승하였다. (그림 4)에 니블 단위의 배타적 논리합을 이용한 모의 제어문자 처리 방법의 간략한 알고리즘을 나타내었다. 송신시와 수신시 모두 같은 알고리즘을 적용하면 된다.

```
while(1) {
    Receive_char(byte);
    Getkey(key);
    ch = byte ^ key;
    temp = ch & 0x7f;
    if (temp < 0x20) {
        ch = byte ^ (key & 0x8f);
        if ((ch & 0x7f)==0x7f) ch = byte ^ (key & 80);
    }
    else if (temp == 0x7f) ch = byte ^ (key & 0x80);
    Send_char(ch);
}
```

(그림 4) 배타적 논리합을 한 번 취하여 모의 제어문자를 처리하는 방법

이상에서 언급한 방법은 통신속도 면에서는 문제가 없으나 정상적으로 암호화된 데이터에 비해 상위 니블이 원래의 데이터 값과 일치할 확률이 크다. 물론 이 방법으로 암호화된 데이터가 눈으로 확인하기에는 별문제가 없지만 직관적으로 느껴지는 허점이 있다. 정상적인 방법으로 암호화 한 경우 상위 니블이 원래의 데이터의 상위 니블과 일치할 확률은 (키 수열의 상위 니블이 '0'인 경우) 1/16인데 반해 이 방법을 이용하면 암호화된 데이터의 상위 니블이 '0' 또는 '1'인 경우까지 포함되어 1/16 + 1/8 이 된다. 이 때문에 제3자로부터의 공격이 쉽게 이루어질 것 같으나 실제로 그런지 검증하기는 어렵다. 암호화시 모의 제어문자로 나타난 데이터의 상위 니블이 항상 일정한 값으로 매핑되는 것이 아니라 원시 데이터 값에 따라 다르게 나타나기 때문이다. 다만 원시 데이터가 모의 제어문자를 처리한 이진 데이터라면 원시 데이터 자체가 임의성이 있으므로 문제가 없으나 텍스트 데이터의 경우는 일정 범위의 데이터가 자주 나타나 임의성을 잃어버릴 수가 있다. 이 문제는 다음 소절에 제시한 방법으로 해결할 수 있다.

3.2 니블 단위의 배타적 논리합을 두 번 취하는 방법

앞 소절에서 제시한 방법으로 니블 단위의 배타적 논리합을 한 번 취하게 되면 상위 니블이 원시 데이터와 일치할 확률은 1/16 + 1/8이다. 그런데 텍스트 데이터의 경우 자주 나타나는 문자가 일정하므

로 이 방법을 이용하면 암호화된 데이터에 원시 데이터와 상위 니블이 일치하는 데이터가 일정 영역(예를 들면 41h ~ 7Ah)에서 많이 나타날 수 있다. 이렇게되면 암호화된 데이터 수열이 임의성을 잃어버릴 수 있다.

이 문제를 해결하기 위해서 같은 변환 방법을 한 번 더 취하는 방법 즉, 암호화된 데이터에 대해 또 다른 키 수열과 배타적 논리합을 취한 후 이 값이 모의 제어문자이면 상위 니블을 그대로 취하고 하위 니블은 암호화된 값을 취하는 방법을 사용할 수 있다. 이 방법은 키 수열을 두배로 생성해야한다는 점과 배타적 논리합 연산도 두배로 해야한다는 점이 오버헤드로 작용하지만 19200bps 정도의 비동기 통신에서는 요즘의 프로세서 속도가 빠르므로 큰 영향을 미치지는 않는다. 복호화시에도 3.1절의 복호화 과정을 두 번 하면 된다. 이 방법을 사용할 경우 상위 니블이 원시 데이터의 상위 니블과 일치할 확률은 $(1/16 + 1/8)^2 = 9/256$으로 줄어 정상적인 배타적 논리합을 이용한 방법의 1/16 보다 낮은 확률을 가지기 때문에 3.1절에서 언급한 방법에서 나타나는 문제점이 해결되었다. 또, 한 번 암호화 처리된 데이터가 원시 데이터에 비해서는 임의성을 가지므로 두 번의 배타적 논리합을 이용한 암호화 방법은 임의성 면에서 배타적 논리합을 한 번 취한 방법에 비해 확실히 나아진다고 할 수 있다. (그림 5)에 이 방법의 알고리즘을 나타내었다. 니블 단위의 배타적 논리합을 한 번 취한 방법에서는 송신과 수신시의 과정이 같으나 두 번 취하는 방법에서는 두 개의 키 중 두 번째 키를 먼저 사용하여야한다. 왜냐하면 이 방법이 단순한 배타적 논리합을 취한 것이 아니라 니블단위로 서로 다른 과정을 거칠 수 있기 때문이다. 예를 들어 'key_1'과 'key_2'가 각각 55h, 66h이고 'ch'가 44h일 때 이 방법에 의해 암호화하면 37h이다. 이를 'key_1'을 먼저 사용하여 복호화를 하면 74h가 되어 원하는 값을 얻을 수가 없고 'key_2'를 먼저 사용해야만 44h를 얻을 수 있다.

```
while(1) {
    Receive_char(byte);
    Getkey(key);
    ch = byte ^ key;
    temp = ch & 0x7f;
    if (temp < 0x20) {
        ch = byte ^ (key & 0x8f);
        if((ch & 0x7f) == 0x7f)
            ch = byte ^ (key & 80);
    }
    else if (temp == 0x7f)
        ch = byte ^ (key & 0x80);
    byte = ch;
    Getkey(key);
    ch = byte ^ key;
    temp = ch & 0x7f;
    if (temp < 0x20) {
        ch = byte ^ (key & 0x8f);
        if((ch & 0x7f) == 0x7f)
            ch = byte ^ (key & 80);
    }
    else if (temp == 0x7f)
        ch = byte ^ (key & 0x80);
    Send_char(ch);
}
```

(a) Conversion scheme on sending

```
while(1) {
    Receive_char(byte);
    Getkey(key_1);
    Getkey(key_2);
    ch = byte ^ key_2;
    temp = ch & 0x7f;
    if (temp < 0x20) {
        ch = byte ^ (key_2 & 0x8f);
        if((ch & 0x7f) == 0x7f)
            ch = byte ^ (key_2 & 80);
    }
    else if (temp == 0x7f)
        ch = byte ^ (key_2 & 0x80);
    byte = ch;
    ch = byte ^ key_1;
    temp = ch & 0x7f;
    if (temp < 0x20) {
        ch = byte ^ (key_1 & 0x8f);
        if((ch & 0x7f) == 0x7f)
            ch = byte ^ (key_1 & 80);
    }
    else if (temp == 0x7f)
        ch = byte ^ (key_1 & 0x80);
    Send_char(ch);
}
```

(b) Conversion scheme on receiving

(그림 5) 배타적 논리합을 두 번 취하여 모의 제어문자를 처리하는 방법

4. 실험 및 검증

이상 3절에서 모의 제어문자가 발생하지 않도록 암호화하는 방법을 살펴보았다. 본 절에서는 앞에서 언급한 방법들을 이용한 암호 통신시 데이터의 전송속도를 측정하여 제시하고 이런 방법들을 이용하여 암호화된 데이터가 약해지지 않았음을 보이기 위해 암호화된 데이터의 임의성을 측정하여 나타내었다. 각 실험에서 사용한 텍스트는 1Mbyte의 C 프로그램 소스이다.

4.1 각 방법을 이용한 경우의 통신 속도

(그림 1)의 환경에서 80Kbyte의 텍스트 데이터를 9600bps 및 19200bps에서 송신시험을 하였다. 이 시험에서 양쪽 단말((그림 1)의 (a)와 (d))은 486DX2급을 사용하였으며 통신 프로그램은 'procomm'을 사용하였다. 통신 프로토콜은 kermit을 사용하였으며 8비트 데이터를 사용하였다. 암호화는 스트림 암호화 방법을 이용하였으며 데이터 변환부는 256byte 크기의 8개의 버퍼를 사용하였고 버퍼가 차거나 (bufferfull) 데이터 전진문자(data forwarding character)가 입력되었을 때 암호화하여 송신하는 방법을 사용하였다. 또, 데이터 변환부의 주 프로세서는 MC68000을 사용하였다. <표 1>에 나타낸 바와 같이 Kermit의 방법은 엄청난 속도저하를 초래했다. 이론적으로 데이터 변환부에서 처리 없이 통과시킨 경우가 45초였다면 kermit 방법을 사용하면 1/4 정도가 늘어난 56초 정도에 전송이 완료되어야하나 송신측의 데이터 변환부와 망사이에서 ((그림 1)의 구간 (ii))에서 병목현상이 일어나 많은 흐름제어를 야기하였고 이 때문에 통신속도는 더 떨어졌다. 본 논문에서 제시한 방법들은 통신속도를 떨어뜨리지 않았다. 단, 이 실험은 서로 다른 키 수열로 같은 데이터를 암호화하여 30회 시험하였으며 시간 측정은 수동으로 하였기 때문에 소수점 이하는 반올림하여 초 단위로만 기록하였다.

<표 1> 모의 제어문자 처리방법에 따른 통신속도 비교

Cypher/Plain / baud rate	Cypher				Plain (Bypass)
	Single XOR	Double XOR	Modular Addition	Kermit	
19200bps	45s	48s	45s	62s	45s
9600bps	85s	86s	85s	114s	85s

4.2 키 수열의 임의성 및 제어문자의 처리 없이 암호화된 데이터의 임의성

이 실험에서 사용된 키 수열이 충분히 임의적이라는 것을 보이기 위해 일반적으로 많이 사용되는 평가방법인 frequency test, serial test, poker-8 test 등을 이용하였으며 각 실험의 유의수준은 5%로 하였다[5][6][7]. 이 중 frequency test는 각 비트별로 '0'과 '1'이 얼마나 고르게 나타났는지에 대한 실험이며, serial test는 모든 연속한 두 비트에 대해 가능한 값이 고르게 분포되었는지를 실험하는 것이다. poker-8 test는 8비트 단위로 데이터를 잘라서 가능한 값(0 ~ 255)이 고르게 분포되었는지를 실험하는 것이다. 즉, poker-8 test는 자유도가 255인 chi-square test와 같다. 각 모의 제어문자 처리방법에 의해 생성된 수열의 임의성을 키 수열의 임의성과 비교하기 위해 먼저 키수열에 대해 충분히 임의적이라는 것을 실험한 후 키 수열과 1Mbyte의 텍스트 데이터에 대해 배타적 논리합을 취한 값이 충분히 임의적이라는 것을 보였다. 단 임의성 시험 및 비교를 위하여 모의 제어문자 처리는 하지 않았다. 모의 제어문자 처리를 할 경우 20h ~ 7Eh 및 A0h ~ FEh의 범위에서만 데이터가 나타나므로 비트나 바이트 단위의 임의성 실험으로는 타당한 값을 얻을 수 없기 때문이다. <표 2>에 각 실험방법을 이용한 키 수열의 임의성 및 모의 제어문자 처리를 하지 않은 암호데이터의 임의성 실험 결과를 나타내었다. 이 결과로 알 수 있듯이 키 수열과 암호화된 데이터는 충분히 임의성을 갖고있다.

<표 2> 키와 암호화된 데이터에 대한 임의성 시험

test / data	Frequency Test		Serial Test		Poker-8 Test	
	100bytes X 10000times	1000bytes X 1000times	100bytes X 10000times	1000bytes X 1000times	100bytes X 10000times	1000bytes X 1000times
key stream	95.4%	96.5%	95.2%	94.0%	94.4%	94.5%
cipher data	94.6%	95.1%	94.0%	91.7%	93.0%	90.6%

4.3 니블단위의 배타적 논리합을 이용하여 암호화된 데이터의 임의성

본 소절에서는 3절에서 언급한 암호화 방법을 이용하여 생성된 데이터의 임의성을 실험하고 그 결과를 제시한다. 3절에서 언급한 방법으로 생성된 데이터는 20h ~ 7Eh 및 A0h ~ FEh 사이의 값이므로 비트 또는 바이트 단위의 임의성 실험은 의미가 없다. 5.2절의 실험방법 대신 자유도(degrees of freedom)를 189로 하여 chi-square 실험을 하므로써 임의성을 측정하였다[6]. 식 (3)에 의하여 chi-square V 값이 구해지는데 식 (3)에서 k는 샘플의 종류이며 Y_s는 s 번째 샘플이 나타난 횟수이고 np_s는 s 번째 샘플이 나타날 기대치이다. 이 실험에서 k는 190이 된다.(실제로는 s = 0 to 189 이다.)

$$V = \sum_{s=1}^{k} \frac{(Y_s - np_s)^2}{np_s} \qquad (3)$$

식 (3)에서 구해진 값이 어느 정도이면 합당한지는 자유도 v를 이용하여 chi-square 분포표에서 자유도 v를 이용하여 기준치를 구하므로써 알 수 있으며 자유도 v는 k-1로 정해진다. 이 실험에서 유의수준은 5%로 하였고 v=189으로 하였다. <표 3>에 나타낸 바와 같이 니블단위의 배타적 논리합을 한 번 취한 방법은 100바이트 단위로 임의성 검증을 한 경우에만 통과하였고 긴 수열에 대해서는 임의성이 부족한 것으로 나타났다. 반면 니블단위의 배타적 논리합을 두 번 취한 방법에서는 100바이트는 물론 1000바이트 단위의 검증에서도 임의성이 충분한 것으로 나타났다.

<표 3> 니블 단위의 배타적 논리합으로 생성된 데이터의 임의성 시험

test / scheme	100bytes X 10000times	1000bytes X 1000times
Single XOR	94.6%	50.5%
Double XOR	94.2%	92.0%

5. 결론

비동기 통신시 전송되는 이진 데이터가 제어문자와 같은 코드 값을 가질 수 있는데 이를 모의 제어문자라 한다. 프로토콜이 제대로 수행되기 위해서는 이런 모의 제어문자를 다른 문자로 변환하여 송신하여야 한다. 일반적으로 모의 제어문자 및 '#'에 대해 40h과 배타적 논리합을 취한 다음 '#'과 함께 송신하는 방법을 많이 사용한다. 이 방법은 Kermit 프로토콜에 정의된 방법인데 데이터가 암호화되어 송신될 경우 난수에 가까워져 추가되는 '#'의 개수도 많아지며 전송하는데 시간이 많이 걸릴 뿐만 아니라 그에 따른 흐름제어 횟수도 많아지게 되어 통신 효율을 더욱 떨어뜨리게 된다. 본 논문에서는 Kermit에서 제공하는 모의 제어문자 처리 방법을 소개하고 분석하였으며 암호통신시 발생하는 문제점을 분석하였다. 이에 대한 해결책으로 키 수열과 데이터의 합성 방법을 크게 두 가지 제시하여 추가되는 문자 없이 모의 제어문자를 처리하여 암호통신시 송신효율을 높이는 방안을 제시하였다. 이 방법들은 단말에서 데이터 변환부로 보내지는 데이터는 모의 제어문자를 갖지 않는다는 특성을 이용하였다.

니블 단위로 키 수열과 배타적 논리합 연산을 하는 방법으로 배타적 논리합 연산을 행한 값이 모의 제어문자이면 상위니블은 원시 데이터 값을 취하는 방법이다. 이 방법은 Kermit에 의한 방법 보다 몇 가지 절차를 더 수행하나 프로세서의 속도가 충분히 빠르기 때문에 통신 속도에 지장을 주지는 않았다. 오히려 일정한 통신속도에서 데이터의 추가 없이 통신하므로 1/4 정도의 데이터 추가를 요하는 Kermit에 의한 방법에 비해 전체적인 전송속도는 훨씬 빨라진다는 사실을 실험을 통하여 확인하였다. 이 방법으로 구해진 데이터에 임의성이 취약하여 이 방법을 한 데이터에 두 번 적용하여 해결하였다. 니블 단위로 배타적 논리합을 두 번 취한 경우는 한 번 취한 경우에 비해 상대적으로 충분한 임의성을 가짐을 알 수 있었으며 연산이 많아지는데 따른 시간적 손실은 크지 않았다.

이상과 같이 제시된 방법들이 데이터의 안전성에는 지장을 주지 않으면서 통신 효율을 좋게 하였다. 그러나 이런 방법을 이용하여 암호화하였을 때 정상적인 방법에 비해 공격에 약해졌는지에 대한 검증은 하기가 어렵기 때문에 단지 눈에 드러나게 약해지지 않은것만 확인하였으며 수열의 임의성을 측정하므로써 안전하다는 것을 보였다.

참고문헌

[1] Frank da Cruz, Kermit Protocol Manual, Columbia University Center, pp 11-30, 1984.4.

[2] Uyless Black, Data Link Protocols, PTR Prentice-Hall, pp 84-85, 1993.

[3] Hans-Georg Gohring, Erich Jasper, PC-Host Communications-Strategies for Implementation, Addison-Wesley, pp.1-35, 1993.

[4] R.A.Rueppel, Contemporary Cryptology : The Science of Information Integrity, IEEE Press, pp.65-134, 1992.

[5] Henry Beker, Fred Piper, Cipher Systems - The Protection of Communications, John Wiley & Sons, Inc. New York, 1982.

[6] Donald E. Knuth, The Art of Computer Programming - Seminumerical Algorithms, Addison-Wesley, vol.2, Second Edition, pp.38-113, 1981.

[7] I.J.Good, "On the Serial Test for Random Sequences", Ann.Math.Statist., vol.28, pp.262-264, 1957.