情報保護學會論文誌
第13券 第2號, 2003. 4

$GF(2^m)$에서 정규기저를 이용한 고속 곱셈 역원 연산 방법*

장 용 희**, 권 용 진**

A Fast Method for Computing Multiplcative Inverses in $GF(2^m)$ Using Normal Bases

Yong-hee Jang**, Yong-Jin Kwon**

요 약

최근 정보보호의 중요성이 커짐에 따라 암호이론에 대한 관심이 증가되고 있다. 이 중 유한체 $GF(2^m)$은 대부분의 암호시스템에서 사용되며, 특히 공개키 기반 암호시스템에서 주로 사용된다. 이들 암호시스템에서는 $GF(2^m)$에서 정의된 연산, 즉 덧셈, 뺄셈, 곱셈 및 곱셈 역원 연산을 기반으로 구축되므로, 이들 연산을 고속으로 계산하는 것이 중요하다. 그 중에서 곱셈 역원이 가장 time-consuming하여 많은 연구의 대상이 되고 있다. 이 곱셈 역원을 고속으로 계산하기 위해, 최근 Fermat 정리를 기반으로 하고 $GF(2^m)$에서 정규기저를 이용해서 곱셈 역원 연산에 필요한 곱셈 횟수를 감소시키는 방법들이 많이 제안되어 왔다. 이 중 Itoh와 Tsujii[2]가 제안한 방법은 곱셈 횟수를 $O(\log m)$까지 감소시켰으며, 또한 이 방법을 향상시킨 몇몇 방법 제안되었지만 분해과정이 복잡하다는 등의 단점이 있다[3][5]. 본 논문에서는 실제 어플리케이션에서 주로 많이 사용되는 $m=2^n$ 인 경우에, 곱셈 역원을 고속으로 계산하는 방법을 제안한다. 본 논문의 방법은 필요한 곱셈 횟수가 Itoh와 Tsujii가 제안한 방법 보다 적으며, 분해과정이 기존 방법보다 간단하다.

ABSTRACT

Cryptosystems have received very much attention in recent years as importance of information security is increased. Most of cryptosystems are defined over finite or Galois fields $GF(2^m)$. In particular, the finite field $GF(2^m)$ is mainly used in public-key cryptosystems. These cryptosystems are constructed over finite field arithmetics, such as addition, subtraction, *multiplication, and multiplicative inversion defined over* $GF(2^m)$. Hence, to implement these cryptosystems efficiently, it is important to carry out these operations defined over $GF(2^m)$ fast. Among these operations, since multiplicative inversion is much more time-consuming than other operations, it has become the object of lots of investigation. Recently, many methods for computing multiplicative inverses at high speed has been proposed. These methods are based on Fermat's theorem, and reduce the number of required multiplication using normal bases over $GF(2^m)$. The method proposed by Itoh and Tsujii[2] among these methods reduced the required number of times of multiplication to $O(\log m)$. Also, some methods which improved the Itoh and Tsujii's method were proposed, but these methods have some problems such as complicated decomposition processes[3][5]. In practical applications, m is frequently selected as a power of 2. In this paper, we propose a fast method for computing multiplicative inverses in $GF(2^m)$, where $m=2^n$. Our method requires fewer multiplications than the Itoh and Tsujii's method, and the decomposition process is simpler than other proposed methods.

Keyword : *Cryptography, Finite field* $GF(2^m)$, *Multiplicative inversion, Fermat's theorem, Normal bases*

* 본 논문은 과학기술부·한국과학재단지정「한국항공대학교 인터넷정보검색연구센터」의 연구비 및 IDEC의 지원으로 수행되었습니다.

** 한국항공대학교 정보통신공학과 대학원(yhjang@mail.hangkong.ac.kr, yjkwon@tikwon.hangkong.ac.kr)

Ⅰ. 서 론

유한체 $GF(2^m)$은 암호이론과 에러정정코드와 같은 어플리케이션에서 많이 사용된다. 이들 어플리케이션에서는, $GF(2^m)$상에서 정의된 덧셈, 뺄셈, 곱셈 및 곱셈 역원 연산을 고속으로 계산하는 것이 중요하다[2,3,5].

그러나 대부분의 공개키 기반 암호시스템에서는 큰 수의 m을 갖는 $GF(2^m)$상에서 구축되며, 암호화 및 복호화의 수행 시간은 주로 곱셈 및 곱셈 역원 연산에 좌우되며, 이 중 곱셈 역원 연산이 더 시간 복잡도가 커서 많은 연구의 대상이 되고 있다.[2~5].

Fermat 정리로부터 $GF(2^m)$의 임의의 원소 β의 곱셈 역원은 $\beta^{-1}=\beta^{2^m-2}$이고[1~4], 또한 정규기저를 사용해서 β를 표현하면, β^2은 cyclic shift로 간단히 계산될 수 있으며 이것은 곱셈 보다 매우 고속이다[2~5].

Fermat 정리로부터 β의 곱셈 역원은 β를 $(2^m-2)-1$번 곱셈하면 계산될 수 있지만, $GF(2^m)$의 임의의 원소를 정규기저를 이용해서 표현할 경우에, β^2이 cyclic shift로 간단히 계산될 수 있다는 것을 이용하면, 곱셈 역원을 계산하는데 필요한 곱셈 횟수를 상당히 감소시킬 수 있다.

그래서 Fermat 정리를 기반으로 하고, $GF(2^m)$에서 정규기저를 사용해서 곱셈 역원을 계산하는 방법들이 많이 제안되어 왔다. 이들 중 Itoh와 Tsujii가 제안한 방법은 필요한 곱셈 횟수를 $O(\log m)$까지 감소시켰으며[2], Chang et al.은 $m-1$을 두 개의 인수로 분해하여 몇몇 m에 대해서 Itoh와 Tsujii의 방법을 향상시켰다[3]. 그러나 Chang et al.이 제안한 방법은 $m-1$이 소수이면 적용할 수 없고, 인수분해를 어떻게 하냐에 따라서 곱셈 횟수가 차이가 나는 단점이 있다[5]. 그래서 최근에 Takagi et al.은 Chang et al.의 방법을 보안해서 $m-1$이 소수이어도 적용할 수 있는 새로운 방법을 제안하였지만, 곱셈 횟수를 최소로 하는 $m-1$에 대한 최적 분해를 미리 exhaustive search로 찾아야 하는 단점이 있다[5].

본 논문은 Fermat의 정리를 기반으로 하고, $GF(2^m)$에서 정규기저를 사용해서 곱셈 역원을 고속으로 계산하는 새로운 방법을 제안한다. 본 논문의 방법은 Itoh와 Tsujii가 제안한 방법을 내부적으로 이용하여 필요한 곱셈 횟수를 감소시키며, 2^m-2을 복잡하게 분해한다든지 하는 절차 없이, $m-1$에 대한 특성을 이용해 간단한 분해 절차에 의해 필요한 곱셈 횟수를 감소시킨다.

다음 장 2.1절에서 정규기저를 사용해서 $GF(2^m)$의 임의의 원소에 대한 곱셈 역원을 계산하는 방법을 소개한다. 2.2절에서는 곱셈 역원을 계산하는 이전 방법들에 대해서 요약하고, 2.3절에서 본 논문에서 제안한 방법을 설명한다. 그리고 3장에서 결론을 맺는다.

Ⅱ. 본 문

2.1 Multiplicative Inverses Using Normal Basis

유한체 $GF(2^m)$의 임의의 원소 β는 $GF(2)$상에서 정규기저(Normal Basis), α^{2^0}, α^{2^1}, $\cdots$, $\alpha^{2^{m-1}}$ ($\alpha\in GF(2^m)$)를 사용해서 아래와 같이 표현할 수 있다.

$$\beta=\beta_0\alpha^{2^0}+\beta_1\alpha^{2^1}+\cdots+\beta_{m-1}\alpha^{2^{m-1}},\ \beta_i\in GF(2) \quad (1)$$

또한 위 표현을 이용해서 β는 벡터 $(\beta_0,\beta_1,\cdots,\beta_{m-1})$으로도 표현할 수 있다.

Fermat 정리로부터 $GF(2^m)$의 임의의 원소 β에 대해서 $\beta^{2^m}=\beta$이고, 곱셈에 대한 역원 β^{-1}은 $\beta^{-1}=\beta^{2^m-2}$이다. $GF(2^m)$의 임의의 원소 β와 γ에 대해서 $(\beta+\gamma)^2=\beta^2+\gamma^2$ 이므로, $\beta=\beta_0\alpha^{2^0}+\beta_1\alpha^{2^1}+\cdots+\beta_{m-1}\alpha^{2^{m-1}}$ 일 때($\beta_i\in GF(2)$), β^2은

$$\begin{aligned}\beta^2 &= (\beta_0\alpha^{2^0}+\beta_1\alpha^{2^1}+\cdots+\beta_{m-1}\alpha^{2^{m-1}})^2\\ &= \beta_0\alpha^{2^1}+\beta_1\alpha^{2^2}+\cdots+\beta_{m-1}\alpha^{2^m}\\ &= \beta_{m-1}\alpha^{2^0}+\beta_0\alpha^{2^1}+\cdots+\beta_{m-2}\alpha^{2^{m-1}}\end{aligned} \quad (2)$$

이다. β^2을 벡터 표현으로 바꾸면 $(\beta_{m-1},\beta_0,\cdots,\beta_{m-2})$이므로, β의 제곱(squaring)은 β의 벡터 표현의 1-bit cyclic right shift로 간단히 계산된다. 그리고 β^{2^i}는 β을 i번 제곱하면 되므로, (i mod m)-bit cyclic right shift로 계산된다. $GF(2^m)$의 임의의 원소 β의 곱셈 역원은 $\beta^{-1}=\beta^{2^m-2}$이므로 β의 곱셈 역원을 구하기 위해서는 β를 $(2^m-2)-1$번 곱해야 한다. 그러나 β^{2^m-2}를 β^{2^i}가 포함된 형태로 분해하면, β^{2^i}은 (i mod m)-bit cyclic right shift로 계산하고 각 β^{2^i}끼리 곱셈을 계산하면 되므로 그 만큼

곱셈 횟수를 줄일 수 있다.

그래서 정규기저를 이용한 $GF(2^m)$의 임의의 원소에 대한 곱셈 역원을 계산하는 문제는 2^m-2를 어떻게 분해하느냐에 따라 곱셈 횟수가 결정되므로 2^m-2의 분해가 핵심이다. 다음절에서 2^m-2를 분해하는 이전의 방법들에 대해서 설명한다.

2.2 Conventional Methods

$2^m-2=2^1+2^2+\cdots+2^{m-1}$ 이기 때문에,

$$\beta^{-1}=\beta^{2^m-2}=\beta^{2^1}\times\beta^{2^2}\times\cdots\times\beta^{2^{m-1}} \tag{3}$$

이다. 그래서 β^{2^m-2} 은 제곱과 곱셈을 반복 적용하여 계산할 수 있다. 이 방법은 Wang et al.이 제안한 방법으로서 $m-2$ 번의 곱셈과 $m-1$번의 제곱을 필요로 한다[1].

Itoh와 Tsujii는 $m-1$을 q-bit의 이진표현 $[1m_{q-2}\cdots m_1m_0]_2$으로 표현하고 아래와 같은 방법을 기반으로 해서 필요한 곱셈 횟수를 $O(\log m)$까지 감소시켰다[2][5].

$m-1=2^{q-1}+m_{q-2}2^{q-2}+\cdots+m_12^1+m_02^0$이므로,

$$\begin{aligned}&2^{m-1}-1\\&=(2^{2^{q-1}}-1)2^{[m_{q-2}\cdots m_1m_0]_2}+2^{[m_{q-2}\cdots m_1m_0]_2}-1\\&=(1+2^{2^{q-2}})\cdots(1+2^{2^1})(1+2^{2^0})2^{[m_{q-2}\cdots m_1m_0]_2}\\&\quad+2^{[m_{q-2}\cdots m_1m_0]_2}-1\end{aligned} \tag{4}$$

이고, 여기서 $2^{[m_{q-2}\cdots m_1m_0]_2}=2^{m_{q-2}2^{q-2}+\cdots+m_12^1+m_02^0}$이다. 더 나아가서

$$\begin{aligned}&2^{[m_{q-2}\cdots m_1m_0]_2}-1\\&=m_{q-2}(2^{2^{q-2}}-1)2^{[m_{q-3}\cdots m_1m_0]_2}\\&\quad+2^{[m_{q-3}\cdots m_1m_0]_2}-1\\&=m_{q-2}(1+2^{2^{q-3}})\cdots(1+2^{2^0})2^{[m_{q-3}\cdots m_1m_0]_2}\\&\quad+2^{[m_{q-3}\cdots m_1m_0]_2}-1\end{aligned} \tag{5}$$

이 된다. 그래서

$$\begin{aligned}&2^{m-1}-1\\&=((1+2^{2^{q-2}})2^{m_{q-2}2^{q-2}}+m_{q-2})(1+2^{2^{q-3}})\cdots(1+2^{2^1})\\&\quad(1+2^{2^0})2^{[m_{q-3}\cdots m_1m_0]_2}+2^{[m_{q-3}\cdots m_1m_0]_2}-1\end{aligned} \tag{6}$$

이다. 위의 감소 절차를 반복 적용하면,

$$\begin{aligned}&2^{m-1}-1\\&=(((\cdots(((1+2^{2^{q-2}})2^{m_{q-2}2^{2^{q-2}}}+m_{q-2})\\&\quad(1+2^{2^{q-3}})2^{m_{q-3}2^{2^{q-3}}}+m_{q-3})\cdots)(1+2^{2^2})2^{m_22^2}+m_2)\\&\quad(1+2^{2^1})2^{m_12^1}+m_1)(1+2^{2^0})2^{m_02^0}+m_0\end{aligned} \tag{7}$$

이 된다. 그래서 곱셈 역원

$$\begin{aligned}&\beta^{-1}\\&=\beta^{2^m-2}=(\beta^{2^{m-1}-1})^2\\&=((((\cdots(((\beta^{(1+2^{2^{q-2}})2^{m_{q-2}2^{2^{q-2}}}}\times\beta^{m_{q-2}})^{(1+2^{2^{q-3}})2^{m_{q-3}2^{2^{q-3}}}}\\&\quad\times\beta^{m_{q-3}})\cdots)^{(1+2^{2^1})2^{m_12^1}}\times\beta^{m_1})^{(1+2^{2^0})2^{m_02^0}}\\&\quad\times\beta^{m_0})^2\end{aligned} \tag{8}$$

이 된다. 이 방법은 $GF(2^m)$의 임의의 원소에 대한 곱셈 역원을 계산하는데 $l(m-1)+w(m-1)-2$ 번의 곱셈과 $l(m-1)+w(m-1)-1$(multiple-bit)번의 cyclic shift를 필요로 한다. 여기서 $l(m-1)$은 $m-1$을 이진표현 하는데 필요한 bit의 개수이며, $w(m-1)$은 $m-1$의 이진표현에서 1의 개수, 즉 Hamming weight를 나타낸다.

Chang et al.은 Itoh와 Tsujii가 제안한 방법을 향상시켰으며, 몇몇 m에 대해서 곱셈 횟수가 더 감소됨을 보였다. 이 방법은 $m-1$을 $m-1=s\times t$로 인수 분해하여 곱셈 역원을 구한다[3,5].

Chang et al.의 방법은 $(l(s)+w(s)-2)+(l(t)+w(t)-2)$번의 곱셈과 $(l(s)+w(s)-1)+(l(t)+w(t)-2)$번의 cyclic shift를 필요로 한다. 이 방법을 Itoh와 Tsujii의 방법과 비교해 볼 때, 이 방법의 곱셈 횟수는 몇몇 m에 대해서 감소된다. 그러나 이 방법의 곱셈 횟수는 $m-1$이 2개 이상의 인수를 가지고 있을 때에는 인수분해 방법에 따라 그 곱셈 횟수가 달라 질 수 있으며, 또한 $m-1$이 소수이면 적용될 수 없는 단점이 있다.

Chang et al.이 제안한 방법은 효율적이지만, $m-1$이 소수가 되는 m에 대해서는 적용할 수 없다. 예를 들어 $m=2^n$일 때, $n=5,7,13,19,\cdots$인 경우에는 이 방법을 사용할 수 없다[5]. Takagi et al.이 제안한 방법은 이러한 m에 대해서도 적용할 수 있는 방법으로, 그 원리는 다음과 같다[5].

$$\begin{aligned}2^m-2&=2^{m-1}+2^{m-1}-2\\&=2^{m-1}+2^{m-2}+\cdots+2^{m-h}+2^{m-h}-2\end{aligned} \tag{2}$$

이므로, β의 곱셈 역원

$$\beta^{-1}=\beta^{2^m-2}=\beta^{2^{m-1}}\times\beta^{2^{m-2}}\times\cdots\times\beta^{2^{m-h}}\times\beta^{2^{m-h}-2} \tag{10}$$

이다. $\beta^{2^{m-i}}$는 i-bit cyclic left shift에 의해서 계산할 수 있다. 그래서 β^{-1}은 $\beta^{2^{m-h}-2}$와 h번의 곱셈으로부터 계산할 수 있다. $\beta^{2^{m-h}-2}$는 m을 $m-h$로 치환하면 Itoh와 Tsujii와 Chang et al.의 방법에 의해서 계산할 수 있다.

예를 들어 $m=2^n=128$이면, $m-1=127$이므로 Chang et al.의 방법으로는 계산할 수 없다. 그래서 $m-1=127$을 $18\times7+1$로 분해하면

$$2^{m-1}-1=2^{127}-1=2^{18\times7+1}-1=2^{18\times7}+2^{18\times7}-1 \tag{11}$$

이 된다. 여기서 $\beta^{2^{18\times7}-1}$을 Chang et al.의 방법을 이용해서 계산하면 9번의 곱셈을 필요로 한다. 따라서 $\beta^{2^{128}-2}$는 10번의 곱셈으로 계산될 수 있다. 그러나 Itoh와 Tsujii의 방법은 12번의 곱셈을 필요로 한다.

Takagi et al.의 방법은 지금까지의 방법 중에서 곱셈 횟수가 가장 적다. 그러나 이 방법은 m이 주어졌을 때, exhaustive search로 $m-1$에 대한 최적 분해를 우선 찾아야 한다.

2.3 New Method

대부분의 실용적인 어플리케이션에서 m은 주로 2의 거듭제곱을 많이 사용한다[5]. 본 논문에서는 $m=2^n$ 일 때, 2^m-2을 분해하는 새로운 방법을 제안한다. $m=2^n$ 이면, $m-1=2^n-1$ 이다. n 이 짝수일 때, 2^n-1을 이진표현으로 변환하면 계수가 모두 1이고, 1의 개수가 짝수인 n 개이다. 예를 들어, $n=6$이면 $2^6-1=63=(111111)_2$ 이다. 그러나 n 이 홀수일 때, 2^n-1을 이진표현으로 변환할 경우, 계수는 모두 1이지만 1의 개수는 홀수이다. 예를 들어, $n=7$이면 $2^7-1=127=(1111111)_2$ 이다.

우선 n이 짝수인 6, 즉 $m=2^6$인 경우를 예를 들어 $2^{2^6}-2$를 분해하는 방법에 대해서 설명해 보자. $n=6$이면 $m-1=2^6-1=63=(111111)_2$ 이므로, $(111111_2)=3(4^2+4^1+4^0)$이고, 이것을 분해하는데 이용하면

$$\begin{aligned}2^{m-1}-1 &= 2^{2^6-1}-1\\ &= 2^{(111111)_2}-1\\ &= 2^{3(4^2+4^1+4^0)}-1\\ &= (2^{(4^2+4^1+4^0)})^3-1^3\\ &= (2^{(4^2+4^1+4^0)}-1)(2^{(4^2+4^1+4^0)2}\\ &\quad +2^{(4^2+4^1+4^0)}+1)\end{aligned} \tag{12}$$

가 된다. 그래서 β의 역원은

$$\begin{aligned}\beta^{-1} &= \beta^{2^{2^6}-2}=(\beta^{2^{2^6-1}-1})^2=(\beta^{2^{63}-1})^2\\ &= (\beta^{(2^{(4^2+4^1+4^0)}-1)(2^{(4^2+4^1+4^0)2}+2^{(4^2+4^1+4^0)}+1)})^2\\ &= (\beta^{(2^{63/3}-1)(2^{(63/3)2}+2^{63/3}+1)})^2\\ &= (\beta^{(2^{21}-1)(2^{21\cdot2}+2^{21}+1)})^2\end{aligned} \tag{13}$$

이다. 여기서 $\beta^{2^{21}-1}$은 Itoh와 Tsujii의 방법을 이용해서 6번의 곱셈으로 계산할 수 있다. 그러므로 $\beta^{2^{2^6}-2}$는 8=6+2 번의 곱셈 횟수를 필요로 한다. 이것은 Itoh와 Tsujii의 방법만을 사용할 경우인 10번의 곱셈 횟수 보다 적다.

다음으로 n이 홀수인 7인 경우에 대해서 살펴보자. $n=7$이면 $m-1=2^7-1$이므로

$$\begin{aligned}2^{m-1}-1 &= 2^{2^7-1}-1\\ &= 2^{127}-1=2(2^{63}-1)(2^{63}+1)+1\end{aligned} \tag{14}$$

이다. 따라서 β의 곱셈 역원, β^{-1}은

$$\begin{aligned}\beta^{-1} &= \beta^{2^{2^7}-2}\\ &= (\beta^{2^{2^7-1}-1})^2\\ &= (\beta^{2^{127}-1})^2\\ &= (\beta^{2(2^{63}-1)(2^{63}+1)+1})^2\end{aligned} \tag{15}$$

이다. 여기서 $\beta^{2^{63}-1}$은 위에서 설명한 대로 8번의 곱셈으로 계산된다. 그래서 $\beta^{2^{128}-2}$은 10=8+1+1 번의 곱셈으로 계산 가능하다. 이것은 Itoh와 Tsujii의 방법만을 사용할 경우인 12번의 곱셈 횟수 보다 적다. 위의 내용을 바탕으로 n이 $n=2k$(k는 정수)인 경우와 $n=2k+1$(k는 정수)에 대해서, $m=2^n$ 일 때, 2^m-2 를 분해하는 방법을 일반화시키면 다음과 같다.

· $n=2k$($m=2^{2k}$)인 경우

$$
\begin{aligned}
\beta^{-1} &= \beta^{2^m-2} \\
&= \beta^{2^{2^n}-2} \\
&= (\beta^{2^{2^n-1}-1})^2 \\
&= (\beta^{2^{3(4^{n-1}+4^{n-2}+\cdots+4^1+4^0)}-1})^2 \\
&= (\beta^{(2^{4^{n-1}+4^{n-2}+\cdots+4^1+4^0})^3-1^3})^2 \\
&= (\beta^{(2^{4^{n-1}+4^{n-2}+\cdots+4^1+4^0}-1)(2^{(4^{n-1}+4^{n-2}+\cdots+4^1+4^0)\cdot 2}+2^{(4^{n-1}+4^{n-2}+\cdots+4^1+4^0)}+1)})^2 \\
&= (\beta^{(2^{\frac{2^{2k}-1}{3}}-1)(2^{\frac{2^{2k}-1}{3}\cdot 2}+2^{\frac{2^{2k}-1}{3}}+1)})^2 \qquad (16) \\
&= (\beta^{2^{\frac{m-1}{3}}-1)(2^{\frac{m-1}{3}\cdot 2}+2^{\frac{m-1}{3}}+1)})^2
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
\text{곱셈 횟수} &= l(\frac{2^{2k}-1}{3}) + w(\frac{2^{2k}-1}{3}) - 2 + 2 \\
&= l(\frac{m-1}{3}) + w(\frac{m-1}{3})
\end{aligned}
$$

· $n=2k+1$ ($m=2^{2k+1}$)인 경우

$$
\begin{aligned}
\beta^{-1} &= \beta^{2^m-2} \\
&= \beta^{2^{2^n}-2} \\
&= (\beta^{2^{2^n-1}-1})^2 \\
&= (\beta^{2(2^{2^n-1}-1)2^{2^n-1}+1)+1})^2 \qquad (17) \\
&= (\beta^{2(2^{\frac{m}{2}-1}-1)(2^{\frac{m}{2}-1}+1)+1})^2
\end{aligned}
$$

$$
\begin{aligned}
\text{곱셈 횟수} &= l(\frac{2^{2k}-1}{3}) + w(\frac{2^{2k}-1}{3}) + 2 \\
&= l(\frac{m-2}{6}) + w(\frac{m-2}{6}) + 2
\end{aligned}
$$

본 논문의 방법과 Itoh와 Tsujii의 방법을 몇몇 $m=2^n$에 대해서 곱셈 횟수를 비교하면 표 1과 같다. 표 1의 결과로부터 본 논문의 방법은 곱셈 역원을 계산하는데 필요한 곱셈 횟수가 Itoh와 Tsujii가 제안한 방법 보다 적음을 알 수 있으며, 또한 식(16)과 (17)로부터 분해 절차가 간단함을 알 수 있다.

Ⅲ. 결 론

본 논문에서는 실용적으로 중요한 $m=2^n$일 때, $GF(2^m)$에서 정규기저를 사용해서 $GF(2^m)$의 임의의 원소를 표현할 경우에, 곱셈 역원을 고속으로 계산하는 방법을 제안했다. 본 논문의 방법은 Itoh와 Tsujii가 제안한 방법보다 필요한 곱셈 횟수를 감소시켰으며, 또한 다른 이전의 방법들과는 다르게 2^m-2을 복잡하게 분해하는 과정이 필요 없이 규칙적이며 간단하다.

[표 1] 곱셈 횟수 비교(단, $m=2^n(4\leq n\leq 16)$)

n	$m=2^n$	$m-1$	곱셈 횟수 (본 논문)	곱셈 횟수 (Itoh와 Tsujii)
4	16	15	5	6
5	32	31	6	8
6	64	63	8	10
7	128	127	10	12
8	256	255	11	14
9	512	511	13	16
10	1024	1023	14	18
11	2048	2047	16	20
12	4096	4095	17	22
13	8192	8191	19	24
14	16384	16383	20	26
15	32768	32767	22	28
16	65536	65535	23	30

참 고 문 헌

[1] C.C. Wang, T.K. Truong, H.M. Shao, L.J. Deutsch, J.K. Omura, and I.S. Reed, "VLSI Architecture for Computing Multiplications and Inverses in $GF(2^m)$," IEEE Trans. Computers, vol. 34, no. 8, pp. 709~716, Aug. 1985.

[2] T. Itoh and S. Tsujii, "A Fast Algorithm for Computing Multiplicative Inverses in $GF(2^m)$ Using Normal Basis," Information and Computing, vol. 78, pp. 171~177.

[3] T. Chang, E. Lu, Y. Lee, Y. Leu, and H. Shyu, "Two Algorithms for Computing Multiplicative Inverses in $GF(2^m)$ Using Normal Basis," accepted by information Processing Letters.

[4] L. Gao and G. E. Sobelman, "Improved VLSI Designs for Multiplication and Inversion in $GF(2^m)$ over Normal Basis," Proceeding of ASIC/SOC Conference 2000, pp. 97~101.

[5] N. Takagi, J. Yoshiki, and K. Takagi, "A Fast Algorithm for Multiplicative Inversion in $GF(2^m)$ Using Normal Basis," IEEE Trans. on Computers, vol. 50, No. 5, pp. 394~398, May 2001.

〈著者紹介〉

장 용 희 (Yong-hee Jang) 정회원

1996년 2월 : 한국항공대학교 항공통신정보공학과 졸업(공학사)
1998년 2월 : 한국항공대학교 정보통신공학과 대학원 졸업(공학석사)
1998년 3월~현재 : 한국항공대학교 정보통신공학과 대학원 박사과정
<관심분야> 정보보호, 논리회로 설계 및 합성, 암호이론

권 용 진 (Yong-jin Kwon) 정회원

1986년 2월 : 한국항공대학교 항공전자공학과 졸업(공학사)
1990년 3월 : 일본쿄토대학 정보공학과 대학원 졸업(공학석사)
1994년 3월 : 일본쿄토대학 정보공학과 대학원 졸업(공학박사)
1994년 3월~현재 : 한국항공대학교 전자·정보통신·컴퓨터 공학부 부교수
<관심분야> 정보보호, 논리설계 및 합성, 정보검색