암호 알고리즘의 실용적인 키 생성 모델 구현

이　　형 (대전대학교 정보통신공학과 교수)
김 창 영 (대전대학교 정보통신공학과)

주소 : 대전광역시 동구 용운동 96-3 대전대학교 정보통신공학과 (300-716)
전화번호 : 042-280-2556
Fax 번호 : 042-284-0109
e-mail address : hlee@dragon.taejon.ac.kr,　moglry@ice.taejon.ac.kr

요약　대부분의 암호이론은 공개되어 있기 때문에 정보보안 기술의 안전성은 암호 알고리즘과 키 길이에 의존성이 크다. 본 논문에서는 해쉬함수와 카오스 함수를 이용하여 암·복호화를 위한 권장 키 길이보다 작은 길이의 일회성을 갖는 공개키와 비밀키를 생성하여 공개키 암호 알고리즘의 대표적인 RSA 암호방식에 적용하여 본다. 이러한 일회성 키를 사용함으로써 소인수 분해 알고리즘의 개선과 시스템의 발전에서 오는 증가된 키의 길이를 사용하는 경우보다 키의 길이가 길지 않으므로 스마트 카드와 같은 제한된 메모리에서 실용적으로 사용할 수 있을 뿐만 아니라, 암·복호화를 수행하는 처리 시간을 단축 시킬 수 있으며, 키 관리면에서도 여러개의 공개키/비밀키를 사용하는 경우보다 실용적이다.

I. 서 론

초기의 인터넷 사용용도는 단순한 데이터의 교류였으나, 이제는 상거래, 금융거래, 기업업무 등의 통로로 사용되는 실정이다. 이처럼 인터넷이 개방화되고 원격화 되면서 정보의 유출 및 도용, 파괴, 위·변조, 바이러스 유포, 해킹과 같은 인터넷의 역기능 현상이 증가하게 되었고, 정보 보안 인프라를 향한 끝없는 여정이 계속되어지고 있는 것이다.

대부분의 암호이론은 공개되어 있기 때문에 정보 보안의 안정성은 암호 알고리즘과 키길 이에 의존성이 크다. 비밀키 암호 알고리즘(symmetric cryptography)의 경우 인증문제, 키 관리 문제, 키 분배 문제와 같은 개선점을 수반하고 있지만, 공개키 암호 알고리즘(Asymmetric cryptography)보다 키의 길이가 작으므로 암/복호화를 연산하는 시간이 감소되는 이점을 가지고 있다. 반면에, 공개키 암호 알고리즘은 TCP/IP 프로토콜 기반의 안전하다고 볼 수 없는 채널 상에 암호화된 내용을 복호할 수 있는 키를 흘려보내지 않는 점과 비밀키 암호 알고리즘처럼 키분배 센터(KDC)를 따로 두는 번거로움을 해소한다는 이점이 있지만 인수분해 알고리즘의 발달, 병렬시스템, 양자 컴퓨터 등이 발달함에 따라 키를 계산하는 시간이 짧아지는 것은 자명한 사실이다[1,2].

그 예로, 미국의 암호업체 RSA 데이터 시큐리티가 개최한 암호해독대회에서 97년에 56bit DES로 암호화된 메시지를 96일에 걸쳐 해독해 냈으며, 99년에는 '딥크랙'이란 암호해독 S/W와 인터넷에 연결된 1만 여대의 병렬 컴퓨터를 사용해 22시간 15분만에 해독해냈다.

뿐만 아니라 암/복호화 연산시간은 키길이에 비례하기 때문에 키의 길이가 무한정 길어질 수도 없다. 그런 까닭에 [표-1]에서는 해를 거듭할수록 권장키의 길이가 증가함을 볼 수 있다[1].

[표-1] 공개키 알고리즘의 권장 키길이

Year	vs. Individual	vs. Corporation	vs Government
1995	768	1280	1536
2000	1024	1280	1536
2005	1280	1536	2048
2010	1280	1536	2048
2015	1536	2048	2048

또한 공개키 알고리즘은 비밀키 알고리즘에 비해 메시지를 암호화하는데 소요되는 시간이 길기 때문에 일반적으로 메시지를 암호화할 때는 비밀키 방식을 사용하고 비밀키 방식에 사용된 키를 암호화하는데 공개키 방식을 사용한다.
따라서 본 논문에서는 해쉬함수(Hash)와 카오스 함수(Chaos)를 이용하여 불법적인 실체에 의한 키의 재사용을 억제하고, 권장 키 길이보다 작은 길이의 일회성을 갖는 공개키와 비밀키를 생성하여 공개키 암호 알고리즘의 대표 격인 RSA 암호방식에 적용하여 본다. 이러한 일회성 키를 사용함으로써 소인수 분해 알고리즘의 개선과 시스템의 발전에서 오는 증가된 키의 길이를 사용하는 경우보다 키의 길이를 증가시키지 않고, 스마트 카드와 같은 제한된 메모리에서 실용적으로 사용할 수 있게 하며, 암·복호화를 수행하는 처리 시간을 단축시킬 수 있고 키 관리 면에서도 여러 개의 공개키/비밀키를 실용적으로 사용 가능하다.

II. 로지스틱 함수

혼돈이론의 가장 단순한 역학 체계 중의 하나는 로지스틱 함수(Logistic function)이다[3]. 혼돈이론(Chaos)은 외관상 복잡하고 비예측적이므로, 가능한 피해야 할 현상이 아니라 불규칙성의 이면에 공존하는 잘 정의된 질서구조를 밝혀, 다양한 분야에서 적극적인 연구 및 응용을 할 수 있는 현상이다. 지금까지의 공학에서는 대부분이 선형시스템의 모습을 나타내고 있지만 자연계의 현상과 같은 비선형시스템으로 문제를 해결하려는 움직임이 보이고 있다. 카오스 개념이 정립되기 전에는 '측정이 가능한 현상'을 카오스로 보았고, '측정이 불가능한 현상'은 잡음으로 처리해왔다. 잡음은 뜻을 알 수 없는 복잡한 성분으로 간주되었지만, 그 안에 내포된 현상은 잘 정의된 질서구조와 단순한 행동에 따라 움직인다. 이러한 비선형 시스템에서도 가장 일반적으로 일어나는 현상이 카오스다. 카오스는 현재 자연 과학 뿐만 아니라 공학, 의학, 사회과학 등 많은 분야에 파급되어 영향을 미치고 있다[4].

공학적인 관점에서 볼 때 혼돈이론은 결정론적 비선형 동역학 시스템(Deterministic Non-Linear Dynamical System)에서 보편적으로 존재하는 복잡하고 예측 불가능한 잡음과 같은 현상으로 주기성은 없지만 일정한 질서를 내포하고 있다. 카오스 연구는 19세기말부터 반세기 이상 명맥만 꾸준히 이어져 오다가 1975년에 라이와 요크스는 "Period Three Implies Chaos"란 논문에서 카오스는 '결정론적 비선형 동역학 시스템에서의 복잡한 현상'이라고 정의하면서 과학기술 용어로 사용되기 시작하였다.

카오스 신호 생성부는 일반적으로 로지스틱 사상이나 간헐 카오스 사상과 같은 간단한 원리에 기초하여 카오스 성을 갖는 시계열 신호를 생성한다. 따라서 본 논문에서는 다음과 같은 로지스틱 방정식[5]을 사용한다.

$$F(x_{n+1}) = c\,x_n(1-x_n)$$

위의 로지스틱 방정식에서 x_n에서 x_{n+1}로의 변화를 로지스틱 사상(Logistic map) 이라고 한다. 이는 가장 단순한 역학체계 중의 하나이지만 온갖 종류의 복잡한 역학 현상을 표현할 수 있다. 이러한 로지스틱 함수 이외에도

$$x_{n+1} = c\,x_n(1-x_{n-1}), \qquad xe^{r(1-x)}, \qquad x\,[1+r(1-x)], \qquad \lambda x/(1+ax^b)$$

같은 많은 로지스틱 함수[5]가 있지만, 본 카오스 계산 모듈에서는 처음에 설명한 개체수 변화를 모델화[6]한 $F(x_{n+1}) = c\,x_n(1-x_n)$을 사용하였다. 로지스틱 함수는 초기조건에 따라 민감한 반응을 보인다. 이에 대한 결과값이 궤도적인 혼돈 상태를 보이기 위해서는 약 0.51~0.9 사이의 초기조건 범위를 입력해야 한다.

[표-2] 초기 조건의 변화에 따른 결과값

Iterate	x_0 = 0.5	x_0 = 0.51	x_0 = 0.749	x_0 = 0.8
1	1	0.999	0.752	0.640
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮
8	0	0.301	0.466	0.402
9	0	0.842	0.995	0.962
10	0	0.530	0.018	0.148
11	0	0.996	0.071	0.504
12	0	0.014	0.262	1.000
13	0	0.058	0.774	0.000
14	0	0.219	0.699	0.001
15	0	0.686	0.841	0.004
16	0	0.861	0.534	0.015
17	0	0.477	0.995	0.059
18	0	0.998	0.017	0.222
19	0	0.007	0.073	0.690
⋮	⋮	⋮	⋮	⋮

[표-2]는 c=4.0으로 고정하고, 초기 조건을 다르게 입력함에 따라 Logistic 함수 결과값들의 변화된 반응을 볼 수 있다[5].

III. 암호화 알고리즘

컴퓨터에 저장되었거나 통신망을 통해 전송중인 데이터의 보호를 위하여 많은 방법들이 이용된다. 데이터나 시스템으로의 물리적인 접근을 통제하는 것뿐만 아니라 비밀번호의 일시적인 이용, 불법적인 행위를 탐지·추적하는 침입탐지 기능, 운영체계의 강화 등 많은 수단이 있을 수 있다. 그러나 무엇보다 안전한 방식은 저장된 데이터나 통신망의 데이터에 대해 강력한 암호기술과 긴 길이의 키를 사용해 암호화하는 직접적인 데이터의 보호가 가장 효과적인 방책이다.

현대 암호는 크게 '암호 알고리즘' 과 '프로토콜'의 두 가지 측면으로 분류할 수 있다. 암호 알고리즘은 일반적으로 치환(substitution)과 전치(transposition)에 기초적인 원리를 두고 있으며[7], 블록 암호 알고리즘(block cipher), 스트림 암호 알고리즘(stream cipher), 공개키 암호 알고리즘, 확률론적 공개키 암호 알고리즘이 있으며, 프로토콜은 인증, 디지털 서명, 키 분배, 키 위탁/복구, 비밀분산, 전자화폐, 전자투표 등의 문제에 중점을 두고 있다.

암·복호화 키는 송·수신자간에 설정된 안전한 통신채널을 통해 동기화 시킨다. 대칭키 방식은

[표-3]에서 알 수 있듯이 인증문제, 키분배 문제뿐만 아니라 공개키 방식보다 관리해야 될 키의 수가 많고 인증, 전자서명의 구현이 용이하지 못한 개선점을 수반하고 있지만, 공개키 암호 알고리즘보다 키의 길이가 작으므로 암호화와 복호화를 연산하는 시간이 감소되는 이점을 가지고 있다.

[표-3] 대칭키&비대칭키 암호알고리즘의 비교

특성	대칭형 암호(비밀키)	비대칭형 암호(공개키)
암/복호화 키	동일	비동일
암호키	비밀	공개
복호키	비밀	비밀
관리 대상인 키의 수	많다	적다
키의 전송	필요	불필요
인증,서명 구현	곤란	용이
암/복호 속도	빠름	느림

공개키 암호 알고리즘은 비대칭형 암호 알고리즘으로도 불리는데, 수신자가 생성한 서로 다른 암/복호화 키를 갖는다. 수신자는 송신자가 해당 정보를 암호화할 수 있도록 암호키(공개키)를 공개하고, 복호키(비밀키)는 자신만이 철저히 관리한다. 따라서 대칭형(비밀키) 암호 알고리즘처럼 키의 분배 문제를 송・수신간에 미리 인지하고 있던지 또는 키 분배센터(KDC)를 따로 두는 번거로움을 해소할 수 있다. 이처럼 비밀키 암호 알고리즘에서 다루기 어려웠던 몇몇의 문제들을 해결하고자 공개키 암호 알고리즘이 출현하게 되었다.

대표적인 사례로는 DH, RSA, Rabin, ElGamal[8], ECC[9], Knapsack, LUC, McEliece, LRP, Graph 등이 있지만, 본 논문에서는 실제적인 메시지를 암호화하기 위해 일회성[10,11]을 내포하는 비밀키, 공개키를 생성하여 RSA 암호 알고리즘에 적용하여 본다.

공개키 암호알고리즘이 주로 사용되는 부분은 두 가지로 볼 수 있는데, 하나는 비밀키 암호 알고리즘처럼 특정 메시지를 암호화하는 경우, 다른 하나는 전자서명에 사용되는 경우이다. 비밀키 암호 알고리즘보다 키의 길이가 길어서 대용량의 메시지를 암/복호화하는 경우에는 수행시간이 오래 걸리므로 일반적으로 비밀키 알고리즘의 키를 암호화하는데 사용되며, 전자서명의 경우처럼 제한된 크기의 해쉬 결과와 같은 메시지를 암호화하는데 사용된다.

또한 공개키 암호알고리즘은 소인수 분해문제(Factorization problem)와 이산대수 문제(Discrete logarithm problem), 평방 잉여 문제(Quadratic residuosity problem)[12]등으로 구성된다. 공개키 암호 방식중에서 소인수 분해의 어려움을 기초로한 RSA에 대해 살펴보도록 한다.

1977년 Rivest, Shamir, Adleman에 의해 개발되고, 1978년 공개된 RSA 공개키 암호알고리즘[1,2]은 암호화와 전자서명 등을 제공할 수 있으며 안전도의 근간을 소인수 분해의 어려움에 두고 있다. DES에 비해 S/W로 구현했을 때 100배정도, H/W로 구현했을 때 1000배 ~ 10,000배정도 느리기 때문에 일반적으로 RSA 암호 알고리즘은 비밀키 암호 알고리즘과 함께 사용된다.

이와 같은 RSA 암호알고리즘은 Euler의 정리를 사용하는데, 양의 정수의 집합인 {1, 2, ⋯, n-1}의 원소들 중에서 n과 서로소의 관계에 있는 원소들의 개수를 $\varphi(n)$으로 나타내며, 이를 Euler의 φ함수라 한다. 따라서 p를 소수라고 했을 때 서로소인 원소들의 개수인 $\varphi(n) = p-1$개임이 명백하다. 즉 n이 두 소수 p와 q의 곱일 때 $\varphi(n) = (p-1)(q-1)$이며, 소인수 분해 없이 n을 구하기란 어려운 문제가 된다.

IV. 키 생성 모델의 설계 및 구현

1. 개발환경

일회성 비대칭키 구현을 위한 시스템 구성 환경을 [표-4]에 따르고 있다.

[표-4] 일회성 비대칭키 개발환경

개발환경	Application
시스템	SUN SPARC 1
운영체제	SunOS 5.5.1
컴파일러	cc 4.0 gcc 2.7.6.1
알고리즘	MD5. Chaos (Logistic Func.) RSA (RSAEURO Beta Release 1.03)
결과값 측정	Mathematica 4.0

2. 키 생성 모델

일회성 비대칭키를 생성하는 과정을 크게 5가지로 분류하였다. 첫째 PIN(Personal identification Number)을 입력하는 단계와, 둘째 사용자 식별정보를 간략화(digest) 시키는 단계, 세 번째 과정은 임의적인 두 개의 chaos 결과 값을 추출하는 단계이며, 네 번째 과정은 공개키와 비밀키를 생성하는 단계이고, 마지막 과정은 데이터를 암호화(encryption), 복호화(decryption)하는 단계이다. 각 단계별로 좀 더 상세히 살펴보도록 한다.

2.1 PIN 입력단계

사용자 고유의 식별정보(PIN)를 입력하는 단계로 4.2.3단계에서 chaos 결과 값을 추출하기 위해 필요한 초기 값을 입력하는 과정이다.

[표-5]는 이러한 입력단계의 프로토타입과 설명이다

[표-5] 사용자 정보 입력 단계의 프로토타입

프로토타입	설 명
int controlsock(sock) int sock;	Berkeley IPC에서의 메시지 송・수신을 담당하는 함수로써 암호화된 메시지를 수신할 실체로부터 PIN 정보를 입력받고 해당 정보를 Digest 단계로 넘겨준다.

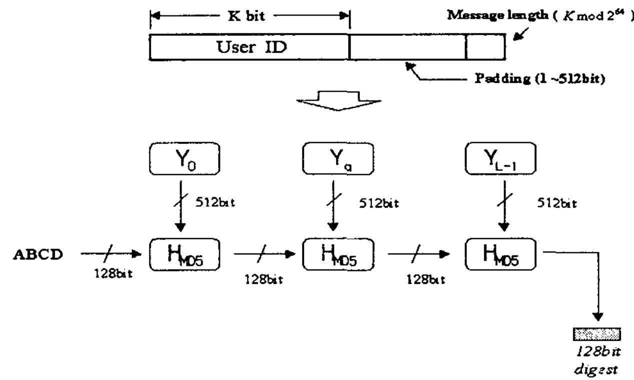
2.2 PIN 정보 Digest 단계

본 단계에서는 임의의 가변적인 길이인 사용자 정보를 고정적인 길이의 메시지로 변환하는 단계로써 MD5 해쉬함수[13,14]를 사용하여 Digest 시킨다. 이 모델에서 해쉬함수를 적용시킨 이유는 두 가지로 요약할 수 있다.

먼저 상태공간에서의 규칙(Dynamics)이 사전에 결정되어져 있기 때문에 초기조건이 확정됨과 동시에, 그에 따른 궤도가 유일하게 결정되어진다. 초기조건에 대한 궤도적인 특성을 달리하는 카오스 함수의 입력 값으로 사용하기 위해서는 가변적인 길이를 갖는 사용자 식별 번호를 고정적인 길이가 출력되도록 혼돈 상태를 보이는 로지스틱 함수의 결과 값을 유발하는 초기조건의 범위로 Digest 시켜야 한다.

두 번째로 불법적인 실체가 소인수 분해 문제를 해결하려는 공격 형태와는 다른 형태로 공격해 올 경우를 방어해야 한다. 가령, 공격자가 공개키를 이용하여 비밀키를 찾기 위해서는 소인수 분해 문제가 필수적으로 수반되는데 소인수 분해를 행하지 않고 직접 사용자 식별 번호를 찾는 역계산을 시도할 수도 있을 것이다. 이런 경우 해쉬함수와 카오스 함수는 역계산의 복잡도를 증가시키는 이득을 준다. 해쉬함수 자체가 역계산이 불가능하도록 고안되었으며, 카오스 함수는 사용하는 로지스틱 함수마다 카오스적인 상태를 보이는 초기조건과 반복계수에 대한 모든 특성과 분포를 인지하고 있어야 되는 난해함을 제공하여 준다.

이러한 두 가지 기능을 제공하기 위해 해쉬함수의 사용은 불가피하며, [그림-1]은 Digest하는 모델의 구성도[2]를 보여주고 있다.



[그림-1] 사용자 정보 Digest 과정

[그림-1]의 처리 과정은 먼저, 입력받은 사용자 정보 메시지(K bit)가 512 비트의 배수가 되도록 zero 비트를 추가하여 패딩 과정을 거친다. 이 패딩 과정에서는 512 비트의 블록으로 분할하는데 이 512 비트 중 64 비트는 메시지의 길이에 대한 정보로 이용됨으로 512 - 64 = 448 비트의 배수로 패딩 비트를 추가하면 된다.

A = 01234567　　B = 89ABCDEF　　C = FEDCBA98　　D = 76543210

위와 같이 해쉬함수의 중간·최종 결과 값을 저장하기 위해 32 비트 버퍼인 A, B, C, D는 Hexa 값으로 초기화된다. 다음은, 패딩 과정을 거쳐 512 비트 블록으로 분할된 메시지와 4개의 버퍼값(128비트)을 입력 값으로 하여 기약 논리 함수를 사용한 4단계의 라운드, 64 연산과정을 실행하면서 버퍼값을 갱신한다. 각각의 라운드는 비슷한 구조를 가지고 있지만 서로 다른 기약 함수를 가지며 이 기약 함수는 3개의 32비트 워드를 입력으로 하여 1개의 word를 출력한다.

[표-6] 사용자 정보 Digest 단계의 프로토타입

프로토타입	설　명
void MD5Init (mdContext) MD5_CTX mdContext;	MD5 해쉬함수에 사용되는 4개의 버퍼를 초기화 한다.
void MD5Update (mdContext, inBuf, inLen) MD5_CTX mdContext; unsigned char *inBuf; unsigned int inLen;	메시지 길이(K mod 2^{64})와 입력받은 PIN 정보를 512비트 블록에 할당한다.
void MD5Final (mdContext) MD5_CTX mdContext;	패딩 비트를 부가하고 최종적인 4개의 버퍼값 128 비트 Digest 메시지를 생성한다.
static void Transform (buf, in) unsigned long int *buf; unsigned long int *in;	4개의 버퍼값 128 비트와 512 비트 블록을 입력으로 받아 기약 논리 함수를 사용한 4단계의 라운드, 64 연산과정을 실행한다.

이와 같이 512 비트 블록과 128 비트 버퍼 값을 입력으로 하여 128비트의 결과 값을 출력하는 과정을 L-1번 실행한 후 L번째의 실행 결과 값이 Digest된 128 비트 메시지가 된다. 이러한 과정의 프로토타입은 [표-6]에 따른다.

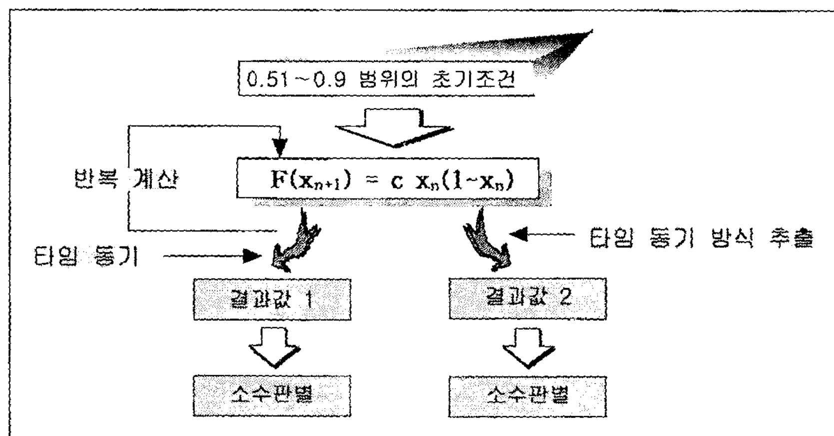
2.3 카오스 결과값 추출 단계

이 단계는 3가지의 부분적인 과정으로 분류할 수 있는데 먼저 digest된 32비트 메시지를 카오스의 결과 값이 혼돈 상태가 되기 위한 초기값 영역으로 변환하는 단계가 있다. 다음 단계는 카오스의 로지스틱 함수를 이용하여 반복 계산한 결과 값들 중에서 임의의 결과 값을 선택하는 단계이며, 마지막 단계는 선택된 카오스 결과 값을 바탕으로 소수를 판별하는 단계이다. 이러한 3가지 과정을 좀더 자세히 살펴보기로 하겠다.

첫 번째 과정은 전 단계에서 Digest된 128 비트 메시지를 카오스 초기조건의 범위로 변환하는 과정이다. Digest된 128 비트 메시지 중 타임 동기 방식을 사용하여 임의의 32비트를 추출한다. 이 과정에서 불법적인 실체가 카오스의 초기 값을 운 좋게 획득했을지라도 불완전한 32 비트 값이므로 나머지 96 비트를 추가적으로 알아내야 하는 어려움과 32 비트의 위치를 알아내야 하는 난해함이 존재한다.

다음절에서 설명할 로지스틱 함수는 초기조건에 따라 민감한 반응을 보인다. 추출된 32 비트는 8-문자의 Hexa값으로 변환되어 로지스틱 함수의 결과 값이 궤도적인 혼돈 상태를 보이도록 약 0.51~0.9 사이의 초기치 범위로 변환된다.

다음 과정은 초기조건의 범위로 변환된 값을 로지스틱 함수의 x_0 조건으로 입력하여 타임 동기 방식에 따른 2개의 결과값을 반복 계산하여 얻는다. [그림-2]는 이러한 처리 절차를 보여주고 있다.



[그림-2] 카오스 계산 처리절차

로지스틱 함수는 반복 계산 중에 타임 동기와 일치하는 x_n 값을 선택하여 소수판별 과정의 입력 값으로 할당되고, 소수판별 과정을 거쳐서 2개의 일회성 소수를 생성하게 된다.

본 논문에서 카오스 함수의 로지스틱 함수를 적용시킨 목적은 궤도적인 혼돈 상태를 보이는 결과 값을 바탕으로 보다 안정적인 일회성 소수를 생성함이 목적이다. 비밀키는 암호화된 메시지를 복호화 시키려는 실체가 가지고 있는데 그러한 키를 생성하기 위해서는 복호화 하려는 실체가 2개의 큰 소수를 선택하는 문제를 수반한다. 보다 안정적인 소수를 궤도적인 혼돈상태를 보이는 시계 열에서 선택하여 일회성의 성질을 얻기 위해 카오스 함수를 적용시켰다.

소수의 정의는 1과 자기자신 이외에는 나누어 떨어지는 정수가 없는 양의 정수를 말한다. 임의의 큰 수가 소수인지 아닌지를 결정하는 간단하고 효율적인 방법은 없다. 단지 어떤 소수판별 방

법이 시스템의 환경에 적합한가를 판단하는 것이 우선 책이 될 것이다. 소수 판별 방법에는 Solovay-strassen, Miller-Rabin 방법[1,2], 직접 소수를 구하는 방법에는 에라토스테네스의 체 (Eratosthenes' sieve)[2]와 같은 여러 가지 방법이 있으며, 본 과정에서는 소수를 판별하고 소수가 아니라면 가장 가까운 소수를 직접 찾아내는 방법을 사용한다. 따라서 가장 기본적인 소수판별 방법 중에 하나인 제곱근까지의 모든 수를 모듈러 연산하기로 한다.

이와 같은 마지막 과정에서 소수를 판별하고 가장 가까운 소수를 구하는 방법은 다음과 같다.

```
LET  정수 ← CNT, C, SQRN
CNT  ← 2
SQRN  ← (int) SQRT(C)
FOR  CNT ← 2 upto CNT < SQRN
     IF C%CNT++ == 0
              C = C-1
              CNT  ← 2
              RETURN !TRUE
     ENDIF

RETURN C
ENDFOR
```

소수 판별을 행하려는 대상값 C를 입력받아 2부터 C의 제곱근까지 소수 판별을 행한다. 만약 C % CNT가 '0'이 되면 즉, 소수가 아니면 C보다 작은, 가장 가까운 소수를 찾아 반환한다. 다시 말해, C는 2개의 일회성을 갖는 카오스 함수 결과 값에 해당하며, 2부터 C의 제곱근까지 검사를 행하여 C % CNT가 '0'이 되면 C를 하나 감소시키고 CNT를 다시 초기의 2로 되돌린다. 이 과정에서 유의할 점은, IF문의 조건을 만족하는 경우에는 반드시 C를 하나 감소시키고, 제수 CNT의 증가를 초기치 2로 되돌린 후에 적용시킴으로써 C가 소수가 아니더라도 C에서 가장 가까운 소수를 찾게 된다는 점이다. IF문의 조건에 만족하지 않는 경우에는 C가 바로 소수이므로 해당하는 값을 반환할 것이다.

다음의 결과 값은 사용자 식별 정보로부터 생성된 카오스 초기 값과 생성된 소수의 결과 값을 보여주고 있다.

```
Input Your PIN Number  ::  moglry↵

************************
first value =>  0.621245
************************
Prime Number => 2132419   6285691
*********************************
```

[표-7] 카오스 결과값 추출단계의 프로토타입

프로토타입	설 명
void MDPrint (mdContext) MD5_CTX mdContext;	128 비트의 Digest된 메시지 중 임의의 32 비트를 추출하여 카오스 함수의 초기조건 범위로 변환한다. 카오스 결과 값들 중에서 타임 동기 방식을 사용하여 2개의 결과 값을 선택한다.
int mk_prime (n) int n;	카오스 함수의 결과값 중 선택된 2개의 결과 값이 소수인지 아닌지를 판별하고 아니라면 결과 값보다 작고 가장 가까운 소수를 찾아 return 해준다.

[표-7]는 카오스 결과값 추출단계의 부분적인 3가지 과정의 프로토타입과 설명을 보여주고 있다.

2.4 공개키 · 비밀키 생성단계

본 과정에서는 2개의 소수 p, q를 바탕으로 공개키 · 비밀키를 생성하는 과정을 설명한다. 이러한 키 생성 과정에서는 몇 가지 유의해야 할 사항이 있다. 첫째, '두 개의 큰 소수 p와 q를 어떤 방식으로 결정하는가'의 문제이다. 가령 이 문제를 해결하기 위해 적당히 큰 수를 선택하여 확률론 적인 방법과 같은 소수 판별 방법을 통해 소수인지 아닌지를 판별할 수도 있을 것이다. 둘째, e와 d

중에서 하나는 선택하고 다른 하나는 계산되어져야 한다. 셋째, e를 선택할 경우 φ(n)과 서로소인 임의의 정수이어야 한다.

우선, 1부터 φ(n)까지의 정수를 CNT라고 했을 때 φ(n) % CNT의 결과가 '0'이면 CNT는 φ(n)의 약수이다. 이런 φ(n)의 약수의 집합을 DIV라고 했을 경우, 1부터 φ(n)까지의 정수에서 DIV의 원소와 동일한 정수를 제외한 나머지를 TMP라고 하자. 그렇다면 φ(n)과 서로소인 e는 TMP 원소들 중 하나이다. TMP의 원소들 중에서 랜덤하게 하나를 선택하여 e에 할당한다. e의 약수의 집합을 E_DIV라 한다면 E_DIV[0] 즉, 1을 제외한 E_DIV[1], E_DIV[2], E_DIV[1],…… 와 같은 원소들과 DIV[1], DIV[2],…… 등을 비교하여 동일한 인수가 존재한다면 랜덤하게 선택된 e는 φ(n)과 서로소가 아니다. 왜냐하면, DIV[0]와 E_DIV[0]의 값인 '1'이외에는 공통의 인수가 존재해서는 안되기 때문이다. 따라서 동일한 인수가 존재하면 e의 값을 랜덤하게 다시 갱신해야 한다. 만약 동일한 인수가 '1'이외에는 존재하지 않는다면 e는 φ(n)과 서로소인 관계를 갖게 된다. 이처럼 φ(n)과 서로소인 e를 정하는 문제는 다음과 같다.

```
LET  Q ← φ(n)
DIV ← Q의 약수들의 집합
TMP ← 1~Q의 정수 중에서 DIV를 제외한 집합
FOR  CNT ← 1 upto CNT <= Q
   TMP++ ← CNT;
   IF Q%CNT == 0
      DIV++ ← CNT
   ELSE CNT++
```

```
FOR  CNT ← 1 upto CNT <= Q
   IF TMP[CNT]==DIV[1] || TMP[CNT]==DIV[2] |  TMP[CNT]==DIV[3]||……
       WHILE( !TMP[NULL])
           TMP[CNT] ← TMP[CNT+1]
           CNT ← CNT+1
NUM_LEN ← strlen(TMP)
RND ← RAND % NUM_LEN
E ← TMP[RND]
FOR  CNT ← 1 upto CNT <= E
  IF E%CNT == 0     E_DIV++ ← CNT
FOR  J ← 1 upto CNT <= NUM_LEN
  IF DIV[J]==E_DIV[1] || DIV[J]==E_DIV[2] ||
                          DIV[J]==E_DIV[3]||……
     RND ← RAND % NUM_LEN 과정으로 돌아감
  ELSE
     RETURN E
```

선택된 e를 바탕으로 d를 계산하는 과정은 다음과 같다.

```
TMP ← 1부터 φ(n)까지의 정수에서 φ(n)의 약수를 제외한 원소들의 집합.
FOR CNT ← 1 upto CNT <= TMP 원소 수
IF (e * TMP[CNT]) % φ(n) == 1
    d ← TMP의 해당 원소
```

위와 같은 방법으로 일회성 소수로부터 공개키 n, e와 비밀키 n, d를 구할 수 있다. 아래의 [그림-3]는 두 개의 소수 p, q를 가지고 n, e, d 키를 생성하는 과정을 보여주고 있다.

```
[info:/home/98/moglry/nonmun/crypt]# more endecrypt.scr

[info:/home/98/moglry/nonmun/crypt/rsa]# more Prim_Num
2889c3
#
5fe97b

[info:/home/98/moglry/nonmun/crypt/rsa]# more PubPri_Key
C38CC61A881
#
51D44C698ED
#
585857FA815

[info:/home/98/moglry/nonmun/crypt]#
```

[그림-3] 일회성 공개키/비밀키 생성

2.5 암호화 · 복호화 단계

RSA 공개키 알고리즘을 전자서명과 같은 응용에 사용한다면, 자신의 비밀키로 암호화를 하고 공개키로 복호화를 행하여 서명을 확인하기도 하지만 일반적인 메시지 암호화에서는 공개키로 암호화를 하고 비밀키로 복호화를 행하는 것이 속도가 빠르다. 그러나 대칭형 암호알고리즘보다 긴 길이의 키를 사용하므로 수행 속도가 현저히 느리다.

암호화 라이브러리에는 대표적으로 RSAREF와 RSAEURO, SSLeay 3가지 종류가 있다. RSAREF와 RSAEURO는 거의 동일한 인터페이스를 제공하는데, RSAREF는 미국의 RSA사가 public domain으로 RSA, DES, MD5 알고리즘 등을 C코드로 구현하여 공개한 라이브러리이다. API가 간단하고 명료하여 암호화 시스템을 개발하는데 적용하기 쉽지만 불행하게도 미국 밖에서의 사용은 불가능하며 미국 내에서 사용하려면 RSA 사로부터 라이센스를 얻어야 한다.

RSAEURO는 유럽, 영국에서 개발된 암호화 라이브러리이기 때문에 미국의 수출 금지법에 적용을 받지 않는다.

마지막으로 SSLeay는 호주의 Eric Young에 의해 만들어진 라이브러리이다. SSL 프로토콜을 위해 만든 패키지로서 SSL API는 비교적 명확하고 사용하기에 용이하게 되어있지만 다른 암호화 알고리즘에 관련된 API는 이해하기가 어렵게 되어있다.

본 과정에서는 RSAEURO Beta Release 1.03을 사용하여 암/복호화에 적용한다. 암/복호화에 적용되는 기본적인 함수는 RSAPublicEncrypt(), RSAPublicDecrypt(), RSAPrivateEncrypt(), RSAPrivateDecrypt() 4가지 형태로 제공되지만, 공개키로 암호화를 수행하고 비밀키로 복호화를 수행하기 위해 RSAPublicEncrypt() 함수와 RSAPrivateDecrypt() 함수만을 사용하였다. RSA의 암 · 복호화 과정에서는 모듈러 연산을 사용하는데 모듈러 연산의 특징 중에 하나는,

$$[(a \times b) \bmod n] = [(a \bmod n) \times (b \bmod n)] \bmod n$$

위 식과 같은 계산이 가능하다. a, b가 대단히 큰 수 이었다면 a×b 값의 크기 또한 큰 수가되는데 큰 수인만큼 mod n으로 축소하는 단계도 많아진다. 가령 3^{32}(mod 11)을 구하려고 한다면 3을 32번 곱한 후 mod 11로 축소할 필요 없이, 3^2, 3^4, 3^8, 3^{16}, 3^{32} 와 같이 5 번의 곱셈만을 계산하면 된다.

$$3^2 \pmod{11} = 9$$
$$3^4 \pmod{11} = 9^2 \pmod{11} = 81 \pmod{11} = 4$$
$$3^8 \pmod{11} = 4^2 \pmod{11} = 5$$
$$3^{16} \pmod{11} = 5^2 \pmod{11} = 3$$
$$3^{32} \pmod{11} = 3^2 \pmod{11} = 9$$

RSAEURO라는 라이브러리와 일회성 공개키 {n, e}, 비밀키 {n, d}를 사용하여 암호화, 복호화