

Number Theory

EUnS

2019년 11월 16일

차 례

차 례	1
1 기초 정수론	2
2 유클리드 호제법(Euclidean algorithm)	3
3 확장된 유클리드 알고리즘(Extended Euclidean algorithm)	4
3.1 베주의 항등식	5
3.2 활용	5
4 나머지 연산에서 곱셈에 대한 역원 (modular multiplicative inverse) ¹	6
5 오일러의 φ 함수(Euler's phi (totient) function)	6
6 오일러 정리(Euler's theorem) ²	7
6.1 증명	7
7 RSA시스템의 이해	9
7.1 RSA 공개 키 암호 시스템 ³ (RSA public-key cryptosystem)	9
7.2 공개키, 암호키 생성	9
7.3 단계	9
7.4 복호화 과정	9
7.5 이게 과연 안전한가?	10
8 중국인의 나머지 정리(Chinese Remainder Theorem)	11

¹역원: a 와 연산자에 대해 연산결과가 항등원($= 1$)이 되는 유일한 원소 b 를 a 의 역원이라한다.

²페르마의 소정리는 오일러 정리에서의 특수한 경우이다.

³로널드 라이베스트(Ron Rivest), 아디 샤미르(Adi Shamir), 레너드 애들먼(Leonard Adleman)이 세명의 이름 앞글자를 따서 지었다.

1 기초 정수론

d, m, n ,이 어떤 정수일 때, 다음이 성립한다.

1. d 가 m 과 n 의 공약수일때, $m + n$ 도 d 의 배수이다.
2. d 가 m 과 n 의 공약수일때, $m - n$ 도 d 의 배수이다.

이에 대한 증명은 간단합니다.

$m = dq_1, n = dq_2$ (q_1, q_2 는 어떤 정수)

$m + n = d(q_1 + q_2), m - n = d(q_1 - q_2)$

참고로 d 가 n 의 약수(인수)일 때 $d \mid n$ 으로 표시합니다.

m 과 n 의 최대공약수는 $\gcd(m, n)$ 이라고 합니다.

r 이 a 를 b 로 나눈 나머지라면 $r = a \bmod b$ 입니다.

이를써서 위 명제를 다시 적으면 $d \mid n, d \mid m \longrightarrow d \mid (m + n), d \mid (m - n)$

a, b, z 를 양의 정수라 하면, 다음이 성립한다.

$$ab \bmod z = [(a \bmod z)(b \bmod z)] \bmod z$$

$w = ab \bmod z, x = a \bmod z, y = b \bmod z$ 라 하자. 다음이 성립하는 q_1 이 존재한다.

$$ab = q_1z + w \iff w = ab - q_1z$$

마찬가지로 다음을 만족시키는 q_2 와 q_3 가 존재한다.

$$\begin{aligned} a &= q_2z + x, b = q_3 + y \\ w &= ab - q_1z = (q_2z + x)(q_3z + y) - q_1z \\ &= (q_2q_3z + q_2y + q_3x - q_1)z + xy \\ &= qz + xy \end{aligned}$$

여기서 $q = q_2q_3z + q_2y + q_3x - q_1$ 이므로

$$xy = -qz + w$$

즉 w 는 xy 를 z 로 나눌 때의 나머지이다. 그러므로 $w = xy \bmod z$ 가 되고 이는 다음과 같이 변환된다.

$$ab \bmod z = [(a \bmod z)(b \bmod z)] \bmod z$$

이는 큰수를 인수분해해서 작은값으로 나눠서 큰수를 다루는 부담을 덜어주지만 지수승에 대해서도 응용이 가능하다. 이를 이용해서 $a^{29} \bmod z$ 를 계산하는 절차를 예시로 들어보겠다. a^{29} 는 다음과 같은 순서로 계산한다.

$$a, a^5 = a \cdot a^4, a^{13} = a^5 \cdot a^8, a^{29} = a^{13} \cdot a^{16}$$

$a^{29} \bmod z$ 는 다음과 같은 순서로 계산한다.

$$a \bmod z, a^5 \bmod z, a^{13} \bmod z, a^{29} \bmod z$$

$$\begin{aligned} a^2 \bmod z &= [(a \bmod z)(a \bmod z)] \bmod z \\ a^4 \bmod z &= [(a^2 \bmod z)(a^2 \bmod z)] \bmod z \\ a^8 \bmod z &= [(a^4 \bmod z)(a^4 \bmod z)] \bmod z \\ a^{16} \bmod z &= [(a^8 \bmod z)(a^8 \bmod z)] \bmod z \\ a^5 \bmod z &= [(a \bmod z)(a^4 \bmod z)] \bmod z \\ a^{13} \bmod z &= [(a^5 \bmod z)(a^8 \bmod z)] \bmod z \\ a^{29} \bmod z &= [(a^{13} \bmod z)(a^{16} \bmod z)] \bmod z \end{aligned}$$

2 유클리드 호제법(Euclidean algorithm)

a 가 음이 아닌 정수이고, b 가 양의 정수이며 $r = a \bmod b$ 이면 다음이 성립한다.

$$\gcd(a, b) = \gcd(b, r)$$

수식이 익숙하지 않은 분을 위해 풀어서 설명하자면, a 가 음이 아닌 정수이고, b 가 양의 정수이며, r 이 a 를 b 로 나눈 나머지면 a 와 b 의 최대공약수는 b 와 r 의 최대공약수와 같다.

뭐 어쨌든, 증명을 하자면 $a = bq + r$ ($0 \leq r < b, q$ 는 어떤 정수)인데, c 를 a 와 b 의 공약수라 하면, c 는 bq 의 약수인 것은 자명합니다. a 또한 c 의 약수이

므로 c 는 $a - bq (= r)$ 의 약수입니다. 따라서 c 는 b 와 r 의 공약수입니다. 반대로 c' 가 b 와 r 의 공약수이면, c' 는 $bq + r (= a)$ 의 약수가 되고 따라서 a 와 b 의 공약수가 됩니다. 따라서 a 와 b 의 공약수 집합이 b 와 r 의 공약수 집합과 같으므로 $\gcd(a, b) = \gcd(b, r)$ 이 성립합니다.

유클리드 알고리즘의 의미는 나머지 연산만을 이용해서 뺄셈이 돌리면 어떻게 됐는지 간에 최대공약수를 기계적으로 구할수있다는 것에 있다. $\gcd(a, b) = \gcd(b, r)$ 에서 b, r 을 새로운 a, b 로서 값을 넣어서 연속적으로 계산을 하면 언젠가 b 가 0이 되는 순간이 오는데, 이때 a 가 처음 a, b 의 최대 공약수가 되는것이다.

Theorem 2.1. $f(n) = 1 + 10 + \dots + 10^n$ 이라 하자.

$\gcd(f(x), f(y)) = f(\gcd(x, y))$ 임을 보여라.

Corollary 2.1.1. $\alpha > \beta$ 일때, 다음이 성립한다.

$$\gcd(\alpha, \beta) = \gcd(\alpha - \beta, \beta)$$

Proof. α, β 의 최대 공약수를 x 라 하자. $\alpha = x \cdot a, \beta = x \cdot b$ (a, b 는 $a > b$ 이며 서로소인 두 정수)이며, $\alpha - \beta = x(a - b)$ 이다 $a - b$ 는 b 와 서로소이며 두 값의 최대공약수는 여전히 x 이다. \square

$$\gcd(f(x) - f(y), f(y)) = \gcd(f(x), f(y)) = \gcd(f(x - y) \cdot 10^y, f(y))$$

이때 10^y 와 $f(y)$ 는 항상 서로소이므로 $\gcd(f(x - y), f(y))$ 가 성립합니다.

따라서 유클리드 호제법을 전개했을때, $\gcd(f(x), f(y)) = \gcd(f(\gcd(x, y)), 0)$ 이 되고 이는 $f(\gcd(x, y))$ 과 같습니다.

3 확장된 유클리드 알고리즘(Extended Euclidean algorithm)

확장된 유클리드 알고리즘은 다음의 명제에대해서 s 와 t 를 효율적으로 구하는 방법에대한 것이다.

a 와 b 가 음이 아니고 동시에 0이 아닌 정수라 하면 다음을 만족시키는 정수 s 와 t 가 존재한다.

$$\gcd(a, b) = s \cdot a + t \cdot b^a$$

^a선형 디오판토스 방정식 그중에서도 베주 항등식이라고도 한다.

3.1 베주의 항등식

$ax + by = \gcd(x, y)$ 인 a, b 가 존재한다.

일반해는 $\gcd(x, y)$ 의 배수이다.

증명

집합 $S = \{m | m = ax + by, x \in \mathbf{Z}, y \in \mathbf{Z}\}$ 를 생각해 보면, 이 집합 S 는 $S \subset \mathbf{Z}$, $S \subset \emptyset$ (x, y 를 원소로 가짐을 알 수 있다.) 자연수의 정렬성으로부터 최소가 되는 원소 d 가 존재한다. $\alpha \in S \Rightarrow \alpha = qd + r (0 \leq r < d \because \text{나머지정리})$ 만약 $d \nmid \alpha$ 일때, $r > 0$, $r = \alpha - qd, (\alpha, d \in S)$ $\alpha = a_1x + b_1y, d = a_2x + b_2y$ 라 하면. $r = (a_1 - a_2q)x + (b_1 - qb_2)y \in S$ $0 < r < d$ 인 r 에 대해 d 가 최소라는 가정이 모순이다. $\therefore r = 0, d | \alpha (\forall \alpha \in S)$ $d | x, d | y \cdots d$ 는 x, y 의 공약수 $\gcd(x, y) = k$ 라 할때, $d = akx'' + bky'' = k(ax'' + by'')$ $k | d$ 에서 $k = d$

3.2 활용

이미 증명되어있는 유클리드 알고리즘의 흐름을 통해서 예시로 이해 해보자.

$a = 273$, $b = 110$ 으로 하는 $\gcd(273, 110)$ 을 구해봅시다.

$$r = 273 \bmod 110 = 53 \cdots 1$$

$a = 110, b = 53$ 으로 지정

$$r = 110 \bmod 53 = 4 \cdots 2$$

$a = 53, b = 4$ 로 지정

$$r = 53 \bmod 4 = 1 \cdots 3$$

$a = 4, b = 1$ 로 지정

$$r = 4 \bmod 1 = 0 \cdots 4$$

$r = 0$ 이므로 $\gcd(273, 110)$ 은 최대공약수로 1을 가진다. 여기서 4 식으로 되돌아가면 이는 다음과 같이 쓸 수 있다.

$$1 = 53 - 4 \cdot 13$$

계속 역순으로 뒤집어 올라가자 3

$$4 = 110 - 53 \cdot 2$$

이를 처음의 식에 대입하면

$$1 = 53 - (110 - 53 \cdot 2) \cdot 13 = 27 \cdot 53 - 13 \cdot 110$$

2

$$53 = 273 - 110 \cdot 2$$

이 식을 다시 대입하면

$$1 = 27 \cdot 53 - 13 \cdot 110 = 27 \cdot (273 - 110 \cdot 2) - 13 \cdot 110 = 27 \cdot 273 - 67 \cdot 110$$

따라서 $s = 27, t = -67$ 로서 성립하는 값을 찾았다.

4 나머지 연산에서 곱셈에 대한 역원 (modular multiplicative inverse) ⁴

$\gcd(n, \phi) = 1$ 인 두 정수 $n > 0, \phi > 1$ 가 있다고 하자.⁵ $n \cdot s \bmod \phi = 1$ 을 만족시키는 s 를 $n \bmod \phi$ 의 역원(inverse) 이라고 한다.

이 s 를 효율적으로 구하는 방법에 대해서 논해보자

$\gcd(n, \phi) = 1$ 은 확장된 유클리드 알고리즘을 이용하여 $s' \cdot n + t \cdot \phi = 1$ 이 되는 s' 과 t' 을 구할수있다. $n \cdot s' = -t' \phi + 1$ 이 되고 $\phi > 1$ 이므로 1이 나머지가 된다. $n \cdot s' \bmod \phi = 1$ 에서 $s = s' \bmod \phi$ 라 하면 $0 \leq s < \phi$ 가 되며 $s \neq 0$ 이다.

위 식을 변형하면 $s' = q \cdot \phi + s$ 가되며 이를 만족하는 정수 q 가 존재한다.

따라서

$$n \cdot s = ns' - \phi nq = -t' \phi + 1 - \phi nq = \phi(-t' - nq) + 1$$

따라서 $n \cdot s \bmod \phi = 1$ 이 된다.

5 오일러의 φ 함수(Euler's phi (totient) function)

양의 정수 n 에 대해서 $\varphi(n)$ 은 1부터 n 까지의 양의 정수 중에 n 과 서로소인 것의 개수를 나타내는 함수이다.

$\varphi(n)$ 은 다음의 성질이 있다.

- 소수 p 에 대해서 $\varphi(p) = p - 1$

⁴역원: a 와 연산자에 대해 연산결과가 항등원($= 1$)이 되는 유일한 원소 b 를 a 의 역원이라한다.

⁵한 마디로 n 과 ϕ 는 서로소이다.

- m, n 이 서로소인 정수일 때, 다음이 성립한다.

$$\varphi(mn) = \varphi(m)\varphi(n)$$

성질이 몇 개 더 있지만 RSA에서 필요한것만을 다루기위해서 생략하였다. 첫번째 성질은 어찌보면 당연하다 p 는 소수이니 자기 자신을 제외한 모든 수와 서로 소이다 (여기서 1도 세야한다.)

두번째 성질은 두수의 곱 mn 은 각각 m 에대해서 나뉘지는 수가 n 개이고 n 에 대해서 나뉘지는 수가 m 개 이며 mn 으로 나뉘지는 수가 한 개이므로 $mn - \frac{mn}{m} - \frac{mn}{n} + \frac{mn}{mn} = mn - m - n + 1 = (m-1)(n-1) = \varphi(m)\varphi(n)$ 가 된다.

6 오일러 정리(Euler's theorem)⁶

임의의 정수 a 와 n 이 서로소일 때, 다음이 성립한다.

$$a^{\varphi(n)} \bmod n = 1$$

6.1 증명

정수 n 에 대해서 1부터 n 까지의 양의 정수 중에 n 과 서로소인 것의 집합을 생각해보자. 그러면 이는 집합

$$A = \{r_1, r_2, r_3, \dots, r_{\varphi(n)}\}^7$$

으로 나타낼 수 있다. 이 집합은 A 라하고 이 각 원소에 n 과 서로소인 a 를 곱한 집합을 B 집합이라 하자.

$$B = \{ar_1, ar_2, ar_3, \dots, ar_{\varphi(n)}\}$$

확실한건 B 에 있는 모든 원소는 n 과 서로소인 것이다. 그럼 B 집합의 각 원소를 $\bmod n$ 에 대해 계산한 것을 생각해보자. 이는 각 원소의 나머지가 a 를 곱하기전 값과 같은지는 모르지만 $\varphi(n)$ 개에 대해서 각각 일대일대응이 가능 한다는것을 알수있다. ⁸ 따라서 A 의 모든 원소를 곱한 값에 $\bmod n$ 을 한것과 B 의 모든 원소

⁶페르마의 소정리는 오일러 정리에서의 특수한 경우이다.

⁷이러한 집합을 기약잉여계라고 부른다. 또한 집합 A 의 원소의 갯수는 $\varphi(n)$ 이다.

⁸실제 증명은 귀류법을 통해서 증명할수있다. $ar_i \equiv ar_j \bmod n$ 인 $1 \leq i < j \leq \varphi(n)$ 이 존재한다고 가정해보자.

를 곱한 값에 $\text{mod } n$ 을 한 값은 같다.

$$ar_1 \cdot ar_2 \cdot ar_3 \cdots ar_{\varphi_n} \equiv r_1 \cdot r_2 \cdot r_3 \cdots r_{\varphi_n} \pmod{n}$$

$$a^{\varphi(n)} \text{ mod } n = 1$$

7 RSA시스템의 이해

7.1 RSA 공개 키 암호 시스템⁹ (RSA public-key cryptosystem)

이 알고리즘은 보안 기법중 하나로 가장 흔한 예시로서는 공인인증서가 있다.

$$A \longrightarrow B$$

A가 B에게 숫자를 하나 보낸다고 생각 해보자. A에게는 공개키가 필요하며 B에게는 개인키가 있어야한다. 공개키는 누가 가져도 상관없는 키이며 개인키는 절대로 노출되어서는 안되는 키이다.

A는 B에게 a 를 보낼때 공개키를 이용하여 a 를 c 로 암호화 하여 보내며 B는 c 를 공개키와 개인키를 이용하여 a 로 복호화하여 읽는 방식이다.

7.2 공개키, 암호키 생성

두 개의 소수 p, q 를 선택하여 $z = pq$ 를 계산한다.¹⁰ 그 후 $\phi = (p-1)(q-1)$ 을 계산하고 $\gcd(n, \phi) = 1$ 인 정수 n 을 선택한다. 그후 z 와 n 을 공개한다. $ns \bmod \phi = 1$ 이고 $0 < s < \phi$ 를 만족시키는 s 를 생성하여 s 를 개인키로 사용한다.¹¹

7.3 단계

A가 B에게 정수 $a(0 \leq a \leq z-1)$ 를 보내기 위해서 A는 $c = a^n \bmod z$ 를 계산하여 c 를 보낸다.¹² B는 $c^s \bmod z$ 를 계산하면 이 값이 a 이다.

7.4 복호화 과정

$$ns \bmod \phi = 1 \iff ns = b\phi(n) + 1 (b \text{는 어떤 상수})$$

$$\begin{aligned} c^s \bmod z &= (a^n \bmod z)^s \bmod z = (a^n)^s \bmod z \\ &= a^{ns} \bmod z = a^{b\phi(n)+1} \bmod z = (a^{\phi(n)} \bmod z)^b a \bmod z = a \end{aligned} \quad ^{13}$$

⁹로널드 라이베스트(Ron Rivest), 아디 샤미르(Adi Shamir), 레너드 애들먼(Leonard Adleman)이 세명의 이름 앞글자를 따서 지었다.

¹⁰그 후 p, q 는 버린다. 가지고 있어봤자 개인키가 뚫리는 취약점이 될수가있다.

¹¹ s 는 위에서 언급한 나머지 연산에서 곱셈에 대한 역원을 구하는 방법으로 효율적으로 구할수 있다.

¹² c 를 효율적으로 구하는 방법 또한 위에서 다루었다.

¹³오일러정리 사용

7.5 이게 과연 안전한가?

기본적으로 RSA를 풀기위한 시간복잡도는 np문제와 연결되는데 결론만 말하면 안전하다는 것이다.

이를 구하기위한 해결방법은 결과적으로 소인수분해와 직결되는데 소인수분해를 다항시간내에하는 알고리즘은 개발되지 않았다.

8 중국인의 나머지 정리(Chinese Remainder Theorem)

$x \equiv a_1 \pmod{m_1}, x \equiv a_2 \pmod{m_2}, \dots,$
 $x \equiv a_n \pmod{m_n} (\forall i, j \gcd(m_i, m_j) = 1^a)$ 일때, x 가 $Z_{m_1 m_2 \dots m_n}$ 에서 유일하게 존재한다.

^a서로소 아이디얼 (pairwise coprime)

Proof. 1. 존재성

$m = m_1 m_2 \dots m_n, n_k = \frac{m}{m_k}$ 로 놓자. 그러면 $t_k m_k + s_k n_k = 1$ 인 정수 s_k, t_k 가 존재한다 ($\because \gcd(m_k, n_k) = 1$)¹⁴ $s_k n_k \equiv 1 \pmod{m_k}$ $x = a_1 n_1 s_1 + \dots + a_n n_n s_n = \sum_{k=1}^n a_k n_k s_k$ $j \neq k \rightarrow m_k \mid n_j \rightarrow x \equiv a_k n_k s_k \equiv a_k \pmod{m_k}$

2. 유일성

귀류법을 사용한다. 서로다른 x, y 가 $\text{mod } m$ 에서 합동식의 해라 하자. $x \equiv y \equiv a_1 \pmod{m_1} x \equiv y \equiv a_2 \pmod{m_2} x \equiv y \equiv a_n \pmod{m_n} x - y \equiv 0 \pmod{m_k} (1 \leq k \leq n \text{인 정수 } k)$ $\text{lcm}(m_1, m_2, \dots, m_n) \mid (x - y) \rightarrow m_1 m_2 \dots m_n (= m) \mid (x - y) (\forall i, j \gcd(m_i, m_j) = 1) \therefore x \equiv y \pmod{\text{lcm}(m_1, m_2, \dots, m_n)}$ 이는 모순이다.

□

¹⁴베주 항등식