

# Cryptography Final Report

## PRIMES is in P

臺灣大學資訊工程學系 B04902012 劉瀚聲

在得知這學期的密碼學報告可以自選相關主題時，腦海中浮現的第一選擇，便是這篇「PRIMES is in P」。質數在大多數的密碼系統中，往往是相當重要的一環。身為一個資工系學生，目前的研究領域又是關於演算法與複雜度，這篇論文一直在我的 Wishing List 的前幾位。PRIMES 屬於 coNP 相當顯然，但 PRIMES 在 NP 內並不直觀。可以想像，這篇論文的在 2002 年的發表震驚了多少猜測 PRIMES 屬於 NP-Complete 或 coNP-Complete 的學者。

一些教授和網路上大多數的網友對這篇論文的評價都是「直白易懂」、「半小時內可以讀完」之類。但我親自讀之後，並不覺得它有傳聞中的那麼簡單。除了某些引理用到了一些我不曾學過的定義和性質（如分圓多項式等），相對影響較大的，是裡面某些推導或敘述並沒有給出詳細的原因，試著把敘述的正確性證明一次，卻發現原因並不顯然等諸如此類的情況。像這樣的心得，會以腳註的方式寫在報告中。

爲了證明自己有學到東西，這篇報告是用中文寫成，至少能表示有理解論文的内容而不是抄襲而得。此外，也把證明的架構改成自己比較喜歡的形式。我所讀過的論文，大多是 Top-down 的架構。在這篇報告中，定理會在後面的其他節證明，而引理會在當節的最後證明。如此一來，讀者在熟悉整個證明之前，便可以先了解證明的架構、知道每一個定理與引理在證明中的地位，之後再選擇想了解的定理與引理閱讀其證明。

在開始寫起這篇報告後，才發現貫徹這些原則有許多困難：用中文寫數學證明實在是太痛苦了。一來是用英文思考再翻成中文往往很奇怪，二來是論文中有一些作者自己創造的專有名詞（如“introspective”，意譯成自省函數很奇怪，但原封不動的將英文單字夾在中文報告中又顯得突兀。幾經思索，決定按照函數的特性，擅自翻譯成冪同態）等等，果然還是好想用英文寫啊。

正如我的專題指導教授所言，易寫則難讀，易讀則難寫。期許我的這篇報告費盡心思的結果，能讓所有想認識這個演算法的讀者快速了解其運作及正確性。

整個演算法以定理 2.1 為核心。事實上，定理 2.1 已經提供了一個顯然充分的質數判別法：枚舉  $[0, n-1]$  中的所有  $a$ ，並檢驗

$$(X + a)^n \equiv X^n + a \pmod{n}$$

是否成立，但這樣一來迭代的次數就高達  $n$  次，而且  $n$  次多項式的乘法與比較需要的時間也是  $O(n)$ ，但輸入規模是  $O(\lg n)$ 。在這個算法中，解決迭代次數過多的方法是將  $a$  的範圍縮減到  $[0, l]$ ，而解決多項式次數過高的方法是在模  $(X^r - 1)$  的剩餘類環上進行運算和比較。但如此一來，這個算法作為質數檢驗法的充分性就不再顯然，而  $l$  和  $r$  的上界也需要證明。

## 0 Notation

## 1 Algorithm and Proof Sketch

**Algorithm 1.1** 判定質數的算法

```

0 Input: integer  $n > 1$ .
1 If  $n = a^b$  for some  $a \in \mathbb{N}$  and  $b > 1$ , output COMPOSITE.
2 Find the smallest  $r$  such that  $o_r(n) > \lg^2 n$ .
3 If  $1 < (a, n) < n$  for some  $a \leq r$ , output COMPOSITE.
4 If  $n \leq r$ , output PRIME.
5 For  $a$  from 1 to  $\lfloor \sqrt{\phi(r)} \lg n \rfloor$  do:
    If  $(X + a)^n \not\equiv X^n + a \pmod{X^r - 1, n}$ , output COMPOSITE.
6 Output PRIME.
```

**Theorem 1.2** 當算法 1.1 輸出 COMPOSITE 時， $n$  為合數

第 2 節為定理 1.2 之證明。

**Theorem 1.3** 當算法 1.1 輸出 PRIME 時， $n$  為質數

第 3 節為定理 1.3 之證明。

**Theorem 1.4** 算法 1.1 的時間複雜度為  $O(\lg^{12} n)$

第 4 節為定理 1.4 之證明。

定理 1.2 及定理 1.3 保證了算法的正確性。而由於輸入規模為  $\lg n$ ，定理 1.4 保證了算法的運行時間為多項式時間。故算法 1.1 是一個 PRIME 的多項式時間算法。

## 2 Correctness When Output COMPOSITE

當算法在第 1 步或第 3 步輸出 COMPOSITE 時， $n$  是合數，因為第 1 步的  $a$  和第 3 步的  $(a, n)$  會是一個  $n$  的非平凡因數。

**Lemma 2.1**  $a \in \mathbb{Z}$ ， $n \in \mathbb{N}$ ， $n \geq 2$ ， $(a, n) = 1$ ，那麼  $n$  為質數若且唯若

$$(X + a)^n \equiv X^n + a \pmod{n}$$

當算法在第 5 步輸出 COMPOSITE 時，表示  $(X + a)^n \not\equiv X^n + a \pmod{X^r - 1, n}$ ，因此  $(X + a)^n \not\equiv X^n + a \pmod{n}$ 。根據引理 2.1， $n$  為合數。

### 2.1 Proof to Lemma 2.1

根據二項式定理， $\forall 0 < i < n$ ， $(X + a)^n$  中  $X^i$  的係數為  $C_i^n a^{n-i}$ ，而  $X^n$  的係數顯然同餘。

(1)  $n$  為質數

由於  $\forall 0 < i < n$ ， $C_i^n = \frac{n!}{i!(n-i)!}$ ， $n \mid (n!)$ ， $n \nmid (i!(n-i)!)$ ，故  $C_i^n a^{n-i} \equiv 0 \pmod{n}$ 。根據費瑪小定理， $a^n \equiv a \pmod{n}$ 。故  $(X + a)^n \equiv X^n + a \pmod{n}$ 。

(2)  $n$  為合數

對於  $n$  的任何一個質因數  $q$ ，若  $q^k \mid n$  但  $q^{k+1} \nmid n$ ，那麼由於  $C_q^n = \frac{n(n-1)\dots(n-q+1)}{q(q-1)(q-2)\dots(1)}$ ，而  $q^k \nmid \frac{n}{q}$ ，且分子及分母中之其他項皆與  $q$  互質，故  $n \nmid C_q^n$ 。亦即， $C_q^n a^{n-q} \not\equiv 0 \pmod{n}$ 。

### 3 Correctness When Output PRIME

當算法在第 4 步輸出 PRIME 時， $n$  為質數。因為第 3 步和  $n \leq r$  保證了  $\forall a < n, (a, n) = 1$ 。以下證明算法在第 6 步輸出 PRIME 的正確性。

由於  $o_r(n) > 1$ ， $n$  必定有質因數  $p$  滿足  $o_r(p) > 1$ 。又因為通過了第 3 步和第 4 步的檢驗，所以  $(r, n) = 1$ ，且  $p > r$ ，故  $p, n \in \mathbb{Z}_r^*$ 。另外，令  $l = \lfloor \sqrt{\phi(r)} \lg n \rfloor$ 。在第 5 步中，算法檢驗了  $l$  個等式。由於第 5 步沒有輸出 COMPOSITE，因此對於所有的  $0 \leq a \leq l$ ，都有：

$$(X + a)^n \equiv X^n + a \pmod{X^r - 1, n}$$

由於  $p$  是  $n$  的因數，故：

$$(X + a)^n \equiv X^n + a \pmod{X^r - 1, n}$$

**Lemma 3.1**  $(X + a)^{\frac{n}{p}} \equiv X^{\frac{n}{p}} + a \pmod{X^r - 1, p}$ 。

對於多項式函數  $f$  和自然數  $m$ ，定義  $m$  對於  $f$  是冪同態的，表示  $f(X)^m \equiv f(X^m) \pmod{X^r - 1, p}$ 。由上面的敘述可知，對所有的  $0 \leq a \leq l$ ， $n$ 、 $p$ 、 $\frac{n}{p}$  對於  $(X + a)$  都是冪同態的。

**Lemma 3.2** 如果  $m_1$ 、 $m_2$  對於  $f(X)$  都是冪同態的，那麼  $m_1 m_2$  對於  $f(X)$  也是冪同態的。

**Lemma 3.3** 如果  $m$  對於  $f_1(X)$ 、 $f_2(X)$  都是冪同態的，那麼  $m$  對於  $f_1(X)f_2(X)$  也是冪同態的。

接下來考慮以下幾個集合：令  $I = \{p^i(\frac{n}{p})^j | i, j \geq 0\}$ ， $P = \{\prod_{a=0}^l (X + a)^{e_a} | e_a \geq 0\}$ 。根據引理 3.2 和 3.3， $I$  中的每一個元素對於  $P$  中的每一個元素都是冪同態的。由於  $n$ 、 $p$ 、 $\frac{n}{p}$  都分別和  $r$  互質，故  $I$  模  $r$  所形成的集合會在  $\mathbb{Z}_r^*$  內，而且是一個群。令  $G$  為那個群，亦即， $G = I/r\mathbb{Z} = \{p^i(\frac{n}{p})^j \pmod{r} | i, j \geq 0\}$ ，並令  $t = |G|$ 。由於  $o_r(n) > \lg^2 n$ ，故  $t > \lg^2 n$ 。令  $Q_r(X)$  為  $r$  次分圓多項式，根據分圓多項式的性質， $Q_r(X) \mid (X^r - 1)$ ，且在  $\mathbb{F}_p$  上， $Q_r(X)$  是若干個  $o_r(p)$  次不可約多項式的乘

積。令  $h(X)$  是其中一個這樣的多項式。由於  $o_r(p) > 1$ ，故  $\deg(h(X)) > 1$ 。令  $\mathcal{G}$  為  $P$  模  $h(X)$  再把係數模  $p$  得到的集合。由於  $h(X)$  不可約，故  $\mathcal{G}$  是一個乘法群。 $\mathcal{G}$  可以看作是由  $X$ 、 $(X+1)$ 、 $(X+2)$ 、.....、 $(X+l)$  所生成的、在  $\mathbb{F}_p/h(X)$  上的乘法群。

**Lemma 3.4**  $|\mathcal{G}| \geq \binom{t+l}{t-1}$ 。

**Lemma 3.5** 若  $n$  不是  $p$  的冪次，則  $|\mathcal{G}| \leq n^{\sqrt{t}}$ 。

根據引理 3.4，

$$\begin{aligned}
 |\mathcal{G}| &\geq \binom{t+l}{t-1} \\
 &\geq \binom{l+1+\lfloor \sqrt{t} \lg n \rfloor}{\lfloor \sqrt{t} \lg n \rfloor} \\
 &\geq \binom{2\lfloor \sqrt{t} \lg n \rfloor + 1}{\lfloor \sqrt{t} \lg n \rfloor} \\
 &> 2^{\lfloor \sqrt{t} \lg n \rfloor + 1} \\
 &\geq n^{\sqrt{t}}
 \end{aligned}$$

故根據引理 3.5， $n$  為  $p$  的冪次。但由於第 1 步沒有輸出 COMPOSITE，故  $n = p$ ，即  $n$  是個質數，定理得證。

3.1 Proof to lemma 3.1

3.2 Proof to lemma 3.2

3.3 Proof to lemma 3.3

3.4 Proof to lemma 3.4

3.5 Proof to lemma 3.5

## 4 Time Complexity of Algorithm

第 1 步枚舉  $b$  自 1 至  $\lg n$ ，二分搜尋對應的  $a$ ，檢驗  $a^b$  與  $n$  的關係。時間複雜度  $O(\lg^3 n)$ 。

第 2 步自 1 開始枚舉  $r$ ，檢驗是否  $\forall 1 \leq i \leq \lg^2 n, n^i \not\equiv 1 \pmod{r}$ 。時間複雜度  $O(r \lg n)$ 。

第 3 步枚舉  $a$  自 1 至  $r$ ，計算  $(a, n)$ 。時間複雜度  $O(r \lg n)$ 。

第 4 步時間複雜度  $O(1)$ 。

第 5 步每次迭代可用快速冪在  $\lg n$  次多項式乘法內算出  $(X + a)^n \pmod{X^r - 1, n}$  的值，而多項式的次數不超過  $r$ ，故時間複雜度為  $O((\sqrt{\phi(r)} \lg n)(r^2 \lg n)) = O(r^{\frac{5}{2}} \lg^2 n)$ 。

第 6 步時間複雜度  $O(1)$ 。

故整體時間瓶頸為第 5 步，複雜度為  $O(r^{\frac{5}{2}} \lg^2 n)$ 。故只須證明  $r$  的上界。

令  $B = \lceil \lg^5 n \rceil$ ， $S = n^{\lfloor \lg B \rfloor} \prod_{i=1}^{\lfloor \lg^2 n \rfloor} (n^i - 1)$ 。

$$S < n^{\lfloor \lg B \rfloor} \prod_{i=1}^{\lfloor \lg^2 n \rfloor} (n^i) = n^{\lfloor \lg B \rfloor + \frac{1}{2} \lg^2 n (\lg^2 n - 1)} \leq n^{\lg^4 n} \leq 2^B。$$

考慮  $R = \min\{R' \mid R' \nmid S\}$ ，由於  $\forall i \in [1, \lfloor \lg^2 n \rfloor]$ ， $R \nmid (n^i - 1)$ ，故  $o_R(n) > \lg^2 n$ ，亦即  $R$  是  $r$  的一個上界。

**Lemma 4.1** (*Nair [1]*) 令  $LCM(m)$  表示前  $m$  個自然數的最小公倍數，那麼對於  $m \geq 7$ ， $LCM(m) \geq 2^m$ 。

假設  $R > B$ ，那麼  $\forall i \leq B, i \mid S$ ，亦即  $S \mid LCM(B)$ ，但根據引理 4.1， $LCM(B) \geq 2^B > S$ ，矛盾，故  $R \leq B$ 。從而， $r \leq \lg^5 n$ ，定理得證。

## 5 References

[1] M. Nair. On Chebyshev-type inequalities for primes. *Amer. Math. Monthly* 89:126–129, 1982.