

期末試験のお知らせ

7月29日（月）10:55 ~ 11:55
(60分試験)

6-203 教室 (四谷キャンパス)

- 最終回 (7/22) の講義内容まで
- 学生証必携

レポート提出について

- 期日：**8月5日（月）20時頃まで**
- 内容：
配布プリントのレポート問題の例のような内容
及び授業に関連する内容で、
授業内容の理解または発展的な取組みを
アピールできるようなもの
- 提出方法：
 - ★ 市谷本館1階106室前のメールポスト
 - ★ 電子メール

本講義最後の話題は、

計算量

について

問題の難しさを如何に計るか？

Church-Turing の提唱

「全てのアルゴリズム（計算手順）は、
チューリングマシンで実装できる」

（アルゴリズムと呼べるのは
チューリングマシンで実装できるものだけ）

… 「アルゴリズム」の定式化

計算量 (complexity)

- **時間計算量**：計算に掛かるステップ数
(TM での計算の遷移の回数)
- **空間計算量**：計算に必要なメモリ量
(TM での計算で使うテープの区画数)

通常は、決まった桁数の四則演算 1 回を
1 ステップと数えることが多い

入力データ長 n に対する
増加のオーダー (Landau の O -記号) で表す

Landau の O-記号・o-記号

$f, g : \mathbb{N} \longrightarrow \mathbb{R}_{>0}$ に対し、

$$f = O(g) \iff \exists N > 0, \exists C > 0 : \forall n : \\ (n \geq N \implies f(n) \leq Cg(n))$$

$$f = o(g) \iff \frac{f(n)}{g(n)} \longrightarrow 0 \quad (n \rightarrow \infty) \\ \iff \forall \varepsilon > 0 : \exists N > 0 : \forall n : \\ (n \geq N \implies f(n) \leq \varepsilon g(n))$$

計算量 (complexity)

問題を解くアルゴリズムによって決まる

… アルゴリズムの計算量

→ アルゴリズムの効率の評価

問題の計算量：

その問題を解くアルゴリズムの計算量の下限

最も効率良く解くと、どれ位で解けるか

= どうしてもどれ位必要か

= どれ位難しい問題か

→ 問題の難しさの評価

基本的な例

- 加法 : $O(n)$

- 乗法 : $O(n^2)$ かと思いきや $O(n \log n \log \log n)$
(高速フーリエ変換 (FFT))

例：互除法

- 入力：正整数 x, y
入力データ長：

$$n = \lceil \log_2 x \rceil + \lceil \log_2 y \rceil \sim \max\{\log x, \log y\}$$

- 出力：最大公約数 $d = \gcd(x, y)$

計算量の評価：

- 割算の回数： $O(n)$
 - 1回の割算：素朴な方法でも $O(n^2)$
(**FFT** を使えば $O(n \log n \log \log n)$)
- 併せて $O(n^3)$ (**FFT** で $O(n^2 \log n \log \log n)$)
- … 十分に高速なアルゴリズム

重要な難しさのクラス

多項式時間 $P \dots \exists k : O(n^k)$

- “事実上計算可能” な難しさ
- 計算モデルの変更に関して頑健
(複数テープ TM などに変更しても不変)

「しらみつぶし」が入ると
大体 $O(2^n)$ 程度以上になる (指数時間 EXP)
“事実上計算不可能”

例：素数判定 (PRIMES)

$n = \log_2 N$: N の二進桁数

試行除算 (小さい方から割っていく) だと
 $O(n^k 2^{n/2})$ くらい掛かりそう

実は多項式時間で解ける !!

Agrawal-Kayal-Saxena

“PRIMES is in P” (2002)

(出版は

Ann. of Math. 160(2) (2004), 781-793.)

素数判定と素因数分解との違い

このような効率の良い素数判定は、
具体的に素因数を見付けている訳ではない

素因数分解は P であるかどうか未解決
(多項式時間アルゴリズムが知られていない)

現状で知られているのは、
“準指数時間” $L_N[u, v]$ ($0 < u < 1$)
のアルゴリズム
(現時点で最高速なのは $u = 1/3$)

素因数分解アルゴリズム等の計算量を表すのに

$$L_N[u, v] := \exp(v(\log N)^u (\log \log N)^{1-u})$$

が良く用いられる

$n = \log N$ (N の桁数) とおくと、

- $L_N[0, v] = e^{v \log \log N} = n^v$: 多項式時間
- $L_N[1, v] = e^{v \log N} = e^{vn}$: 指数時間

代表的な素因数分解法

- $(p - 1)$ -法
- 楕円曲線法 (Elliptic Curve Method)
- 二次篩法 (Quadratic Sieve)
- 数体篩法 (Number Field Sieve)

二次篩法の原理

$y^2 \equiv z^2 \pmod{N}$ となる y, z を探す

→ $y^2 - z^2 = (y - z)(y + z)$ が N で割切れる

$y \equiv \pm z \pmod{N}$ でない限り、

$\gcd(y \pm z, N)$ が N の非自明な約数 !!

注：最大公約数は高速に計算可能（[互除法](#)）

二次篩法の原理

$y^2 \equiv z^2 \pmod{N}$ なる y, z の組を見付けるには？

→ x を沢山取って、

x^2 を N で割った余り r を沢山作る

$$x^2 \equiv r \pmod{N}$$

→ $r = z^2$ なら $y = x$ で **OK**

そんなにうまくいくのか？

- x を \sqrt{N} の近くにとり、

$x^2 - N$ が小さくなるようにする

- それを組み合わせて（掛け合わせて）

うまく作れることがある

$$\text{例 : } N = 18281, \quad \left[\sqrt{18281} \right] = 135$$

$$145^2 \equiv 2744 = 2^3 \cdot 7^3$$

$$149^2 \equiv 3920 = 2^4 \cdot 5^1 \cdot 7^2$$

$$159^2 \equiv 7000 = 2^3 \cdot 5^3 \cdot 7^1$$

$$\begin{aligned} (145 \cdot 149 \cdot 159)^2 &\equiv 2^{10} \cdot 5^4 \cdot 7^6 \\ &\equiv (2^5 \cdot 5^2 \cdot 7^3)^2 \end{aligned}$$

$$145 \cdot 149 \cdot 159 \equiv 16648 =: y$$

$$2^5 \cdot 5^2 \cdot 7^3 \equiv 185 =: z$$

$$\text{gcd}(y - z, N) = 101$$

: $N = 18281$ の非自明な約数 !!

二次篩法の原理

うまく組み合わせるには、

x^2 を N で割った余りの

素因数の重なりが多いと良い

- 始めに小さい素数を幾つか決めておく（**因子底**）
- x^2 を N で割った余り r で、
素因数が因子底の素数のみから成るものを貯める
- 必要なだけ貯ったら、
平方数を作る組合せを探す計算に移行

何が「篩」か？

候補の x を沢山計算するときに、
採用され易そうな候補 x だけ選んで計算

$x^2 - N$ が因子底の幾つかで割れることが
予め判っているものを選ぼう

或る $x^2 - N$ が p で割れていたら、
 $(x \pm p)^2 - N, (x \pm 2p)^2 - N, \dots$
も p で割れることが予め判る !!

→ 因子底の素数毎に、
候補に残り易そうな x が等間隔に並ぶ

→ 「篩法」

計算困難な問題の数理技術としての利用

素因数分解の困難さを利用した暗号方式

… **RSA 暗号** (Rivest-Shamir-Adleman)

鍵となる整数 n の素因数分解を

知っていれば解読できるが、
知らないとは解読できない

→ 詳しくは暗号理論などの授業で

例：巨大な指数の冪の計算

RSA 暗号では、次の計算が必要になる：

$$C \equiv M^e \pmod{N}$$

ここで、 C, M, e, N はどれも数百桁程度
(500 ~ 1000 **bit**)

単純に M を e 回掛けるのでは、
数百桁回の乗算（と $\text{mod } N$ の計算）が必要
→ 事実上不可能（指数時間）

計算を実行するには高速化の工夫が必要

例：巨大な指数の冪の計算 (M^e の高速計算)

$$e = e_0 + e_1 \cdot 2 + e_2 \cdot 2^2 + \cdots + e_{n-1} \cdot 2^{n-1} + e_n \cdot 2^n$$

： e の二進法表示 (二進 n 桁、 $e_i = 0, 1$)

M^{2^k} は、次の漸化式で、 k 回の乗算で計算できる

- $M^{2^0} = M$
- $M^{2^{k+1}} = (M^{2^k})^2$

M^e は、

$$M^e = \prod_{k=0}^n (M^{2^k})^{e_k} = \prod_{k: e_k=1} M^{2^k}$$

により、 $O(n)$ 回の乗算で計算できる (多項式時間)