

7.6 Effiziente Algorithmen

Um die Ergebnisse aus 7.4 übertragen zu können, müssen auch die Begriffe des Vorteils und der Irrtumswahrscheinlichkeit auf Familien verallgemeinert werden. Gegeben sei dazu eine Menge $L \subseteq \mathbb{F}_2^*$, also eine Sprache über dem binären Alphabet, wobei wie üblich $L_n := L \cap \mathbb{F}_2^n$ gesetzt wird, sowie eine Abbildung

$$f: L \longrightarrow \mathbb{F}_2^* \quad \text{mit} \quad f(L_{r(n)}) \subseteq \mathbb{F}_2^{s(n)}, \quad (2)$$

wobei $r(n)$ die monoton wachsende Folge der Indizes i mit $L_i \neq \emptyset$ ist. Diese Abbildung soll mit einer PPS wie in (1) berechnet werden.

Beispiele

1. Die Funktion $f(x, y, z) := xy \bmod z$ für n -Bit-Zahlen x, y, z lässt sich mit einem (deterministischen) Schaltnetz

$$C_n: \mathbb{F}_2^{3n} \longrightarrow \mathbb{F}_2^n$$

der Größe $\#C_n = O(n^3)$ (und Irrtumswahrscheinlichkeit 0) berechnen; hier ist $r(n) = 3n$ und $s(n) = n$.

2. Sei L die Menge der (binären Codierungen von) ungeraden Zahlen ≥ 3 und $f: L \longrightarrow \mathbb{F}_2$ der „Primzahlanzeiger“ wie in Abschnitt 7.4. Die dort vorgestellte PPS für den strengen Pseudoprimzahltest hat die Größe $O(n^3)$ und konstanten Vorteil $\frac{1}{4}$ sowie konstante Irrtumswahrscheinlichkeit $\frac{1}{4}$. Mit t Basen kommt man auf die Größe $O(tn^3)$ und die Irrtumswahrscheinlichkeit $\frac{1}{4^t}$.

Definition 1. Sei $f: L \longrightarrow \mathbb{F}_2^*$ wie in (2). Sei C eine PPS, die bei der Berechnung von f auf $\mathbb{F}_2^{r(n)}$ eine Irrtumswahrscheinlichkeit von ε_n hat, und für jedes nichtkonstante Polynom $\eta \in \mathbb{N}[X]$ sei

$$\varepsilon_n \leq \frac{1}{\eta(n)} \quad \text{für fast alle } n \in \mathbb{N}.$$

Dann heißt C **effizienter Algorithmus** für f .

f heißt effizient berechenbar, wenn es einen effizienten Algorithmus für f gibt.

Für den Primzahltest von RABIN, also die wiederholte Ausführung des strengen Pseudoprimzahltests, kann man diese Forderung erfüllen, wenn man die Zahl t der Basen mit n wachsen lässt; damit die Familie polynomial bleibt, nimmt man t als Polynom $\tau \in \mathbb{N}[X]$. Dann hat C_n n deterministische und $n\tau(n)$ probabilistische Eingänge, die Größe $O(n^3\tau(n))$ und die Irrtumswahrscheinlichkeit $\frac{1}{4^{\tau(n)}}$. Damit ist gezeigt:

Satz 1 *Der Primzahltest von RABIN ist ein effizienter probabilistischer Algorithmus für die Bestimmung der Primzahleigenschaft.*