Algorithmen für Zahlen und Primzahlen
Notizen zur Vorlesung
Sommersemester 2012

H.-G. Gräbe, Institut für Informatik,
http://bis.informatik.uni-leipzig.de/HansGertGraebe

26. Juni 2012

Inhaltsverzeichnis

1 Einleitung

In der Vorlesung „Einführung in das symbolische Rechnen“ ging es um prinzipielle Fragen und Probleme, deren Betrachtung für den qualifizierten Einsatz von Computeralgebra-Werkzeugen im alltäglichen Gebrauch von Vorteil sind. Diese Vorlesung soll einen tieferen Einblick in die Algorithmen vermitteln, die für die grundlegenden Funktionalitäten des Rechnens mit exakten Zahlen sowie Primtests und Faktorisierung zum Einsatz kommen. Derartige Algorithmen spielen nicht nur im Kern von CAS eine wichtige Rolle, sondern haben darüber hinaus auch eine zentrale Bedeutung etwa in kryptografischen Anwendungen. Daneben hat das Gebiet auch Bedeutung für die theoretische Informatik, etwa im Kontext des Problems ($P = NP$). Ich werde dazu in der Vorlesung ein wichtiges neueres theoretisches Ergebnis darstellen: den von drei indischen Mathematikern im August 2002 erbrachten Beweis, dass das Primtestproblem in Polynomialzeit entschieden werden kann.

Neben den Algorithmen selbst wird auch deren Laufzeitverhalten untersucht, um auf diese Weise grundlegende Vorstellungen über *Komplexitätsfragen* im Zusammenhang mit Anwendungen des symbolischen Rechnens zu erarbeiten. Algorithmische Beispiele werde ich auf der Basis von Code oder Pseudocode besprechen, der sich an der Sprache des CAS Maxima orientiert und in vielen Fällen direkt lauffähig ist.

Dieser Kurs stellt deutlich höhere Anforderungen an die mathematische Vorbildung der Teilnehmer als die Vorlesung „Einführung in das symbolische Rechnen“. Insbesondere werden Grundkenntnisse der höheren Algebra, wie etwa über endliche Körper und das Rechnen in Restklassenringen, als bekannt vorausgesetzt. Zu diesen Fragen liegt ein Studienmaterial im Netz.

Die Vorlesung orientiert sich stark am Buch [6], wobei der Schwerpunkt auf *praktikablen* Verfahren für die verschiedenen grundlegenden algorithmischen Fragestellungen für Zahlen und Primzahlen liegt. Auch die wichtigsten Ideen für laufzeiteffiziente Verfahren werden dargestellt, ohne allerdings bis in die letzten Details einer getrimmten Implementierung oder eines vielleicht theoretisch interessanten, aber praktisch bedeutungslosen Verfahrens zu verzweigen.

Weitere Referenzen sind die Bücher [5, 9, 11].

2 Zahlen und Primzahlen – grundlegende Eigenschaften

Im Weiteren ist R stets ein Integritätsbereich, also ein kommutativer Ring mit 1 und ohne Nullteiler.

In Aussagen zum Wachstumsverhalten von Kostenfunktionen kommt im Weiteren oft die Notation $\sim$ für Zählfunktionen mit gleichem Wachstumsverhalten vor. Sind $a(n)$ und $b(n)$ zwei positiv reellwertige Funktionen $\mathbb{N} \to \mathbb{R}_+$, so schreiben wir $a(n) \sim b(n)$, wenn es Konstanten $C_1, C_2 > 0$ gibt, so dass $C_1 < \frac{b(n)}{a(n)} < C_2$ für alle $n \gg 0$ gilt.

Kann man die Wachstumsordnung nur nach einer Seite hin abschätzen, so schreiben wir $b(n) = O(a(n))$, wenn es eine Konstante $C > 0$ gibt, so dass $b(n) < C\,a(n)$ für alle $n \gg 0$ gilt.

2.1 Teilbarkeit von Zahlen

- Teilbarkeit in R, assoziierte Elemente, Gruppe R^* der invertierbaren Elemente.

- Definition $g = \gcd(a,b)$ und $l = \operatorname{lcm}(a,b)$. Eindeutigkeit bis auf assoziierte Elemente.
- Existiert $g = \gcd(a,b)$, so kann man $a = g \cdot a'$, $b = g \cdot b'$ finden, wobei $\gcd(a',b') \sim 1$, a' und b' also teilerfremd sind.

  Dann kann man $l = g \cdot a' \cdot b'$ definieren. Das ist wegen $l = a \cdot b' = a' \cdot b$ ein gemeinsames Vielfaches von a und b und es gilt $g \cdot l = a \cdot b$.
- Existieren sogar $u, v \in R$ mit $u \cdot a' + v \cdot b' = 1$, so ist l sogar ein kleinstes gemeinsames Vielfaches: Gilt $a \mid d$ und $b \mid d$, also $d = a \cdot a'' = g \cdot a' \cdot a''$ und $d = b \cdot b'' = g \cdot b' \cdot b''$, so ergibt sich

  $$d = d \cdot u \cdot a' + d \cdot v \cdot b' = u \cdot a' \cdot g \cdot b' \cdot b'' + v \cdot b' \cdot g \cdot a' \cdot a'' = l \left(u \cdot b'' + v \cdot a''\right)$$

  und somit $l \mid d$.
- Beziehung $\operatorname{lcm}(a,b) \cdot \gcd(a,b) = a\,b$ für $a, b \in R$.

Damit können wir uns im Folgenden auf die Berechnung des größten gemeinsamen Teilers $\gcd(a,b)$ beschränken. Diesen kann man bekanntlich mit dem *Euklidischen Algorithmus* berechnen.

```
Euklid(a,b):=block([q,r],
  unless b=0 do (
    r:mod(a,b), q:(a-r)/b,
    print(a,"=",b," *",q," +",r),
    a:b, b:r
  ),
  return(a)
);
```

Beispiel: `Euklid(2134134,581931)`

$$\begin{aligned}
2134134 &= 3 \cdot 581931 + 388341\\
581931 &= 1 \cdot 388341 + 193590\\
388341 &= 2 \cdot 193590 + 1161\\
193590 &= 166 \cdot 1161 + 864\\
1161 &= 1 \cdot 864 + 297\\
864 &= 2 \cdot 297 + 270\\
297 &= 1 \cdot 270 + 27\\
270 &= 10 \cdot 27 + 0
\end{aligned}$$

Der gcd ist also gleich 27.

Satz 1 *$g = \gcd(a,b)$ kann für $a, b \in \mathbb{Z}$ als ganzzahlige Linearkombination $g = u \cdot a + v \cdot b$ mit geeigneten $u, v \in \mathbb{Z}$ dargestellt werden.*

u, v können mit `ExtendedEuklid` effektiv ohne zusätzlichen Aufwand berechnet werden:

```
ExtendedEuklid(a,b):=
block([a0:a,b0:b,u1:1,v1:0,u2:0,v2:1,u3,v3,q,r],
  print(a,"=",a0," *(",u1,") +",b0," *(",v1,")"),
  print(b,"=",a0," *(",u2,") +",b0," *(",v2,")"),
  unless b=0 do (
    r:mod(a,b), q:(a-r)/b, u3:u1-q*u2, v3:v1-q*v2,
    print(r,"=",a0," *(",u3,") +",b0," *(",v3,")"),
    a:b, b:r, u1:u2, v1:v2, u2:u3, v2:v3
  ),
  return([a,u1,v1])
);
```

Beispiel: `ExtendedEuklid(2134134,581931)`

$$\begin{aligned}
388341 &= 1\cdot 2134134 + (-3)\cdot 581931\\
193590 &= (-1)\cdot 2134134 + 4\cdot 581931\\
1161 &= 3\cdot 2134134 + (-11)\cdot 581931\\
864 &= (-499)\cdot 2134134 + 1830\cdot 581931\\
297 &= 502\cdot 2134134 + (-1841)\cdot 581931\\
270 &= (-1503)\cdot 2134134 + 5512\cdot 581931\\
27 &= 2005\cdot 2134134 + (-7353)\cdot 581931\\
0 &= (-21553)\cdot 2134134 + 79042\cdot 581931
\end{aligned}$$

2.2 Primzahlen

Es gibt in der Teilbarkeitstheorie über Integritätsbereichen R zwei Verallgemeinerungen des aus dem Bereich der natürlichen Zahlen bekannten Primzahlbegriffs:

Ein Element $p \in R$ heißt *prim*, wenn gilt

$$p \notin R^* \text{ und } (p \,|\, a\,b \Rightarrow p \,|\, a \text{ oder } p \,|\, b)\ .$$

Ein Element $p \in R$ heißt *irreduzibel*, wenn gilt

$$p \notin R^* \text{ und } (d \,|\, p \Rightarrow d \sim p \text{ oder } d \sim 1)\ .$$

Im Allgemeinen fallen die beiden Begriffe auseinander.

Über einem Integritätsbereich ist jedes Primelement irreduzibel.

$$d \,|\, p \Rightarrow \exists c\,(d\cdot c = p) \ \Rightarrow \begin{cases} p \,|\, d & \text{und somit } p \sim d \qquad \text{oder} \\ p \,|\, c & \text{und somit } c = p\cdot q,\ p = d\,c = d\,p\,q \Rightarrow d\,q = 1 \end{cases}$$

Ist R faktoriell, so ist jedes irreduzible Element auch prim.

Ist ein Ring, wie $\mathbb{Z}$, ein Hauptidealring, so fallen beide Eigenschaften zusammen.

Notation: $\mathbb{N}$ und $\mathbb{P} = \{p_1, p_2, \ldots\}$, p_n die n-te Primzahl

Satz 2 (Satz von der Eindeutigkeit der Primfaktorzerlegung)
Jede positive ganze Zahl $a \in \mathbb{N}$ lässt sich in der Form

$$a = \prod_{p\in\mathbb{P}} p^{a_p} \tag{EPZ}$$

mit eindeutig bestimmten Exponenten $a_p \in \mathbb{N}$ darstellen.

Beweis: ... macht von der Wohlordnungseigenschaft der natürlichen Zahlen Gebrauch, indem gezeigt wird, dass die Menge $\{a \in \mathbb{N} : \text{(EPZ) gilt nicht}\}$ leer ist. Sonst hätte sie ein minimales Element, was leicht zum Widerspruch geführt werden kann. □

Satz 3 (Satz von Euklid) *Es gibt unendlich viele Primzahlen.*

Beweis: Wäre $\mathbb{P} = \{p_1, \ldots, p_k\}$ endlich, so betrachten wir die Zahl $N = p_1 \cdot \ldots \cdot p_k + 1$. Diese Zahl hat dann keine valide Primfaktorzerlegung. □

2.3 Das Sieb des Eratosthenes

Bestimmung der Primzahlen $\leq N$ mit Hilfe des **Siebs des Eratosthenes** über ein Bitfeld B der Länge N mit $B[i] = \texttt{true} \Leftrightarrow i$ ist prim, das hier als Liste B angelegt ist.

```
ESieve(N):=block([k,i,B],
  for k:2 thru N do B[k]:true,
  for k:2 while k*k <= N do (
    if B[k]=true then for i:k while i*k<=N do B[i*k]:false
  ),
  return(sublist(makelist(i,i,2,N),lambda([u],B[u])))
);
```

Mit dem letzten Kommando wird das Bitfeld in eine Liste der berechneten Primzahlen umgewandelt.

Kosten C_{ESieve} des Algorithmus sind

$$C_{\text{ESieve}}(N) = 2\,N + \sum_{p \leq N} \frac{N}{p} \sim N \cdot \left(\sum_{p \leq N} \frac{1}{p} \right),$$

da (grob gezählt) das Bitfeld der Länge N zweimal durchlaufen wird und beim zweiten Mal nur für $k \in \mathbb{P}$ eine umfangreichere Operation ausgeführt wird. Für ein genaueres Ergebnis bleibt $\sum_{p \leq N} \frac{1}{p}$ abzuschätzen.

2.4 Zur Verteilung der Primzahlen

Aussagen über die Verteilung der Primzahlen können aus der Analyse der *Primzahldichtefunktion*

$$\pi(x) = |\{p \in \mathbb{P} \text{ und } p \leq x\}| = \sum_{p \leq x} 1 = \max\,(a \,:\, p_a \leq x)$$

gewonnen werden.

Wir leiten dazu zunächst zwei Abschätzungen her:

Satz 4 *Für große x gilt*

$$\sum_{n\le x}\frac{1}{n}\sim\ln(x)\qquad\textit{und}\qquad\sum_{p\le x}\frac{1}{p}\sim\ln(\ln(x))\,,$$

wobei im ersten Fall über alle natürlichen Zahlen $1\le n\le x$ und im zweiten Fall über alle Primzahlen $1<p\le x$ summiert wird.

Beweis: Die erste Beziehung ist aus der Analysis gut bekannt und kann über eine Approximation der Summe durch die Fläche unter der Kurve $f(x)=\frac{1}{x}$ hergeleitet werden.
Für den Beweis der zweiten Approximation benutzen wir wieder die Beziehung

$$\begin{aligned}\ln(x)\sim\sum_{n\le x}\frac{1}{n}&\sim\prod_{p\le x}\left(1+\frac{1}{p}+\frac{1}{p^2}+\dots\right)=\prod_{p\le x}\frac{1}{1-p^{-1}}=\prod_{p\le x}\frac{p}{p-1}\\&\sim\prod_{p\le x}\frac{p+1}{p}=\prod_{p\le x}\left(1+\frac{1}{p}\right)\,,\end{aligned}$$

wobei sich die erste Identität aus der Eindeutigkeit der Faktorzerlegung $n=\prod_{p\in\mathbb{P}}p^{n_p}$ ergibt und $\prod_{p\le x}\frac{p}{p-1}\sim\prod_{p\le x}\frac{p+1}{p}$ daraus folgt, dass der Quotient

$$1<\frac{\prod_{p\le x}\frac{p}{p-1}}{\prod_{p\le x}\frac{p+1}{p}}=\prod_{p\le x}\frac{p^2}{p^2-1}<\prod_{p\in\mathbb{P}}\left(1+\frac{2}{p^2}\right)$$

durch eine endliche feste Größe beschränkt werden kann; der Index im letzten Produkt geht über alle Primzahlen $p\in\mathbb{P}$, das unendliche Produkt konvergiert. Insgesamt ergibt sich also

$$\ln(x)\sim\prod_{p\le x}\left(1+\frac{1}{p}\right).$$

Logarithmieren beider Seiten und $\ln(1+x)=x-\frac{x^2}{2}+\frac{x^3}{3}-\dots\sim x$ ergibt

$$\sum_{p\le x}\frac{1}{p}\sim\ln(\ln(x))$$

wie behauptet. □
Damit können wir zunächst die noch offene Abschätzung

$$C_{\mathrm{ESieve}}=N\sum_{p\le N}\frac{1}{p}\sim N\,\ln(\ln(N))$$

zu Ende bringen.
Zur Bestimmung einer Näherungsformel für $\pi(x)$ untersuchen wir den Anteil $\frac{\pi(x)}{x}$ der Primzahlen unter allen Zahlen $n\le x$. Dieser lässt sich asymptotisch bestimmen aus der Formel

$$\frac{\pi(x)}{x}\sim u(x):=\prod_{p\le x}\left(1-\frac{1}{p}\right).$$

Hierbei ist $\frac{p-1}{p} = 1 - \frac{1}{p}$ die Wahrscheinlichkeit, dass eine Zahl nicht durch p teilbar ist. Die angegebene Formel hat damit große Ähnlichkeit mit der Produktformel für unabhängige Wahrscheinlichkeiten. Ein einfaches Abzählargument zeigt, dass im Intervall $0 \le t < \prod_{p \le x} p$ der Anteil der Zahlen, die durch keine der Primzahlen $p \le x$ teilbar ist, *genau* $u(x)$ beträgt. Für die Herleitung von $\frac{\pi(x)}{x} \sim u(x)$ sind diese Überlegungen noch in einen uniformen Grenzwertprozess für $x \to \infty$ einzubetten, was hier nicht ausgeführt werden kann.

Aus obigen Berechnungen ergibt sich

$$\ln(u(x)) = \sum_{p \le x} \ln\left(1 - \frac{1}{p}\right) \sim -\sum_{p \le x} \frac{1}{p} = -\ln(\ln(x))$$

und damit $u(x) \sim \ln(x)^{-1}$ und schließlich

$$\pi(x) \sim x \cdot u(x) \sim \frac{x}{\ln(x)}$$

Dies bedeutet zugleich, dass die a-te Primzahl die ungefähre Größe $p_a \sim a \ln(a)$ hat.

Genauere Abschätzungen sind Gegenstand der analytischen Zahlentheorie.

2 Das Rechnen mit ganzen Zahlen Die Langzahlarithmetik und deren Komplexität

Grundlage des symbolischen Rechnens ist die Möglichkeit, Rechnungen *exakt*, also ohne Rundungsfehler auszuführen. Die Basis für solche Fähigkeiten liegt im exakten Rechnen mit ganzen und gebrochenen Zahlen. Die entsprechenden Verfahren benutzen dazu die Darstellung ganzer Zahlen in einem Positionssystem mit einer fixierten Basis β (meist eine Zweierpotenz):

$$z = \pm \sum_{i=0}^{m} a_i \beta^i =: [\varepsilon, m; a_m, \ldots, a_0]$$

Dabei steht $\varepsilon = \pm 1$ für das Vorzeichen. $a_0, \ldots, a_m$ sind *Ziffern* aus dem entsprechenden Positionssystem, d. h. natürliche Zahlen mit der Eigenschaft $0 \le a_i \le \beta - 1$. β ist Teil der internen Darstellung und gewöhnlich so gewählt, dass für arithmetische Operationen auf den Zifferen die Prozessorarithmetik direkt verwendet werden kann.

Die Zahl $l(z) := m + 1 = \left[\frac{\log z}{\log \beta}\right] + 1$ nennt man die *Wort-* oder *Bitlänge* von z.

Auf der Seite der Zahlen haben wir also die Datentypen `Digit` und `Zahl` (als `Array of Digit`, wenn wir vom Vorzeichen absehen), für die eine Reihe von Operationen zu definieren (und zu implementieren) sind, zu denen mindestens $+, -, *, /, \gcd, \mathrm{lcm}$ gehören und die wir weiter unten genauer betrachten wollen.

Außerdem benötigen wir Ein- und Ausgabeprozeduren, die uns die Verbindung zwischen diesem Datentyp `Zahl` und dem Datentyp `String` (als `Array of Char`) herstellen. Die Ein- und Ausgabe erfolgt dabei normalerweise nicht im Zahlsystem β, sondern in einem anderen Zahlsystem γ, wo bei wir $\gamma < \beta$ annehmen wollen, so dass auch für die Umwandlung zwischen Ziffern und Zeichen die Prozessorbefehle direkt genutzt werden können. Die Verbindung zwischen beiden Datentypen stellen die Funktionen

`val` : `Char` → `Digit` und `symb` : `Digit` → `Char`

her, die einzelne Zeichen in `Digit`'s und umgekehrt verwandeln. Entsprechende MAXIMA-Funktionen lassen sich wie folgt definieren:

```
val(c):=
  if digitcharp(c) then cint(c)-cint("0")
  else if lowercasep(c) then cint(c)-cint("a")+10
  else cint(c)-cint("A")+10;

symb(d):=
  if d<10 then ascii(d+cint("0"))
  else ascii(d+cint("A")-10);
```

2.1 Ein- und Ausgabe

Die Transformationen, die für die Ein- und Ausgaberoutinen benötigt werden, sind aus dem Grundkurs Informatik gut bekannt. Wir wollen uns hier auf vorzeichenlose ganze Zahlen beschränken. Als `String` sind sie in Form eines Arrays $s = [a_m \ \ldots \ a_0]_\gamma$ von `Char`'s gespeichert, der für die Positionsdarstellung der Zahl im Zahlsystem mit der Basis γ steht.

Zur Umrechnung eines Strings in eine Zahl kann das Hornerschema angewendet werden.

Beispiel: $[1A2CF]_{16}$ im 16-er-System ist ins Dezimalsystem zu verwandeln.

$$\begin{aligned} & 1\cdot 16^4 + 10\cdot 16^3 + 2\cdot 16^2 + 12\cdot 16 + 15 \\ &\quad = (((1\cdot 16 + 10)\cdot 16 + 2)\cdot 16 + 12)\cdot 16 + 15 \\ &\quad = 107\,215 \end{aligned}$$

```
StringToZahl(s,gamma):=block([i,z:0],
  for i:1 thru slength(s) do z:z*gamma+val(charat(s,i)),
  return(z)
);
```

Die Umrechnung einer Zahl in einen String erfolgt durch fortgesetzte Division mit Rest.

Beispiel: 21357 ist im 6-er-System auszugeben.

$$\begin{aligned} 21357 &= 3559\cdot 6 + 3 \\ 3359 &= 593\cdot 6 + 1 \\ 593 &= 98\cdot 6 + 5 \\ 98 &= 16\cdot 6 + 2 \\ 16 &= 2\cdot 6 + 4 \end{aligned}$$

folglich gilt

$$21357 = 2\cdot 6^5 + 4\cdot 6^4 + 2\cdot 6^3 + 5\cdot 6^2 + 1\cdot 6 + 3 = [242513]_6$$

In der folgenden MAXIMA-Realisierung werden die `Digit`'s in einer Liste l aufgesammelt und im letzten Schritt mit `symb` die `Digit`'s in `Char`'s und mit `simplode` die Liste in einen String verwandelt.

```
ZahlToTString(z,gamma):=block([q,r,l:[]],
  unless z=0 do (r:mod(z,gamma), l:append([r],l), z:(z-r)/gamma),
  return(simplode(map(symb,l)))
);
```

Betrachten wir die Kosten, die mit diesen Umrechnungen verbunden sind. Wir können davon ausgehen, dass $l(\beta) = l(\gamma) = 1$ gilt, d. h. beide Zahlen vom Typ `Digit` sind und somit die auszuführenden Multiplikationen und Divisionen die folgenden Signaturen haben

```
Dmult    :  (Zahl,Digit) →     Zahl
Ddivmod  :  (Zahl,Digit) → (Zahl,Digit)
```

Diese benötigen ihrerseits die elementaren Operationen

```
Emult    :     (Digit,Digit)     →  DoubleDigit
Edivmod  :  (DoubleDigit,Digit) → (Digit,Digit)
```

aus denen sich jeweils die aktuelle Ziffer sowie der Übertrag ergeben.

Komplexität:

$$C_{\mathrm{Dmult}}(z) = C_{\mathrm{Ddivmod}}(z) = l(z)$$
$$C_{\mathrm{ZahlToTString}}(z) = C_{\mathrm{StringToZahl}}(z) \sim \frac{1}{2}\, l(z)^2$$

(jeweils $\sum_{i=0}^{m} (i+1) = \frac{(m+1)(m+2)}{2}$)

2.2 Arithmetik ganzer Zahlen

Vergleich zweier Zahlen

Vergleich `comp(a,b:Zahl):`$\{-1, 0, +1\}$

„Normalerweise“ in konstanter Zeit ausführbar, nämlich, wenn sich die Zahlen im Vorzeichen oder der Wortlänge unterscheiden.

Am aufwändigsten wird der Vergleich, wenn die beiden Zahlen gleich sind, denn dann müssen wirklich alle Zeichen verglichen werden.

Komplexität:

$$C_{\mathrm{comp}}(a,b)) = \begin{cases} \text{worst case:} & \min(l(a), l(b)) + 2 \\ \text{best case:} & 1 \end{cases}$$

Untersuchen wir, wieviel Vergleiche *durchschnittlich* notwendig sind, um zwei (positive) Zahlen a, b derselben Länge m zu vergleichen. Der Durchschnittswert berechnet sich aus der Formel

$$d = \sum_{k=1}^{\infty} p(k) \cdot k = \sum_{k=1}^{\infty} p(\geq k),$$

wobei $p(k)$ die Wahrscheinlichkeit angibt, dass genau k Vergleiche notwendig sind und $p(\geq k)$ die Wahrscheinlichkeit, dass mindestens k Vergleiche benötigt werden. Mindestens k Vergleiche mit $1 < k \leq m$ werden benötigt, wenn die Zahlen a und b in den ersten $k-1$ Stellen übereinstimmen. Die entsprechende Wahrscheinlichkeit ist also

$$\frac{\beta-1}{(\beta-1)^2} \cdot \frac{\beta}{\beta^2} \cdot \ldots \cdot \frac{\beta}{\beta^2} = \frac{1}{(\beta-1)\,\beta^{k-2}}\,,$$

denn das Paar (a_i, b_i) mit $i < m$ kann β^2 Werte annehmen, wovon in β Fällen beide Ziffern gleich sind. Für $i = m$ ist die Ziffer 0 auszuschließen. Folglich gilt (geom. Reihe)

$$d = 1 + \frac{1}{(\beta-1)} \cdot \frac{1}{1-\frac{1}{\beta}} = 1 + \frac{\beta}{(\beta-1)^2} \approx 1$$

Addition und Subtraktion

Addition und Subtraktion laufen wie beim schriftlichen Rechnen üblich ab. Übertrag kann propagieren, bis über die erste Stelle der größeren Zahl hinaus, die Wahrscheinlichkeit ist allerdings gering, da der Übertrag höchstens 1 sein kann, d.h. er auf die Ziffer $\beta - 1$ treffen muss. Für $l(a) > l(b)$ ist die Wahrscheinlichkeit, dass überhaupt ein propagierender Übertrag entsteht, ein wenig größer als $\frac{1}{2}$.
Wir sehen also:

$$l(a \pm b) \leq \max(l(a), l(b)) + 1$$

$$C_{\text{add}}(a,b)) = \begin{cases} \text{worst case:} & \max(l(a), l(b)) + 1 \\ \text{best case:} & \min(l(a), l(b)) \\ \text{average case:} & \min(l(a), l(b)) + \frac{1}{2} \end{cases}$$

Multiplikation (klassisches Verfahren)

Realisieren wir die Multiplikation wie beim schriftlichen Multiplizieren, so benötigen wir eine Multiplikationstabelle für das „kleine Einmaleins“ im fremden Positionssystem. Dies leistet die bereits weiter oben eingeführte Funktion `EMult` als Teil der fest verdrahteten Prozessorarithmetik. Man beachte, dass man im Unterschied zum schriftlichen Rechnen mit einem Akkumulator c vom Typ `Zahl` arbeiten muss, um den Übertrag korrekt zu bearbeiten.

Für zwei positive ganze Zahlen a und b lässt sich das Verfahren in Maxima-Notation wie folgt beschreiben:

```
mult(a,b):=block([c,t,r],
  for i:0 thru l(a)+l(b)-1 do c_i:0,
  for i:0 thru l(a)-1 do (
    r:0,
    for j:0 thru l(b)-1 do (
      t:EMult(a_i,b_j)+c_{i+j}+r,
      (r,c_{i+j}):Edivmod(t,β)
    ),
```

```
    c_{i+l(b)}:r /* evtl. verbliebener Übertrag */
  ),
  return(c)
);
```

Für den Beweis der Korrektheit ist zu zeigen, dass t und r die entsprechenden Bereiche `DoubleDigit` und `Digit` nicht verlassen. Dies ergibt sich sofort mit einem Induktionsargument: Ist

$$a_i, b_j, c_{i+j}, r \leq \beta - 1$$

beim Eintritt in die innerste Schleife, so gilt

$$t \leq (\beta-1)^2 + (\beta-1) + (\beta-1) = \beta^2 - 1 < \beta^2\,.$$

Wir erhalten damit für den Berechnungsaufwand folgende Abschätzungen:

Länge: $l(a \cdot b) = l(a) + l(b)$ (oder $l(a) + l(b) - 1$, wenn kein Übertrag stattfindet, was aber eher unwahrscheinlich ist).

Komplexität: $C^*_{\text{mult}}(a, b) = 2\,l(a)\,l(b)$.

Hierbei haben wir nur die Elementarmultiplikationen und -divisionen gezählt. Aber auch die Berücksichtigung aller arithmetischen Elementaroperationen führt zum qualitativ gleichen Ergebnis.

Binäres Multiplizieren

Besonders einfach ist die Multiplikation, wenn die beiden Faktoren als Bitfelder zur Basis 2 vorliegen. Dann kommt man allein mit Additionen und Shiftoperationen aus. `rightshift` und `leftshift` stehen für solche binären Shiftoperationen, die für eine Demonstration des Verfahrens in Maxima als Multiplikation oder Division mit 2 simuliert sind, da Maxima keinen direkten Zugang auf Bitoperationen erlaubt.

```
rightshift(a):=if oddp(a) then (a-1)/2 else a/2);

leftshift(a):=2*a;

binMult(a,b):=block([c:0],
  unless a=0 do (if oddp(a) then c:c+b, a:rightshift(a), b:leftshift(b)),
  return(c)
);
```

Die Komplexität ist jedoch ebenfalls von der Größenordnung $O(l(a)\,l(b))$.

Karatsuba-Multiplikation

Idee: Sind a, b beides Zahlen der Länge $2\,l$, so zerlegen wir sie in

$$a = A_1 \cdot \beta^l + A_2, \quad b = B_1 \cdot \beta^l + B_2$$

und erhalten

$$a \cdot b = (A_1 B_1)\, \beta^{2l} + (A_1 B_2 + A_2 B_1)\, \beta^l + (A_2 B_2)$$

Die drei Koeffizienten kann man mit *drei* Multiplikationen l-stelliger Zahlen berechnen wegen

$$(A_1 B_2 + A_2 B_1) = (A_1 + A_2)\,(B_1 + B_2) - A_1 B_1 - A_2 B_2\,.$$

Komplexität: Bezeichnet $C_{\mathrm{K}}(l)$ die Laufzeit für die Multiplikation zweier l-stelliger Zahlen mit dem Karatsuba-Verfahren, so gilt

$$C_{\mathrm{K}}(2\,l) = 3\,C_{\mathrm{K}}(l)\,,$$

wenn man nur die Multiplikationen berücksichtigt und

$$C_{\mathrm{K}}(2\,l) = 3\,C_{\mathrm{K}}(l) + 6\,l\,,$$

wenn auch die Additionen (zwei l-stellige und zwei $2\,l$-stellige) berücksichtigt werden. In beiden Fällen erhält man

$$C_{\mathrm{K}}(l) \sim l^{\alpha} \text{ mit } \alpha = \frac{\ln(3)}{\ln(2)} \approx 1.58$$

In praktischen Anwendungen wird der durch das zusätzliche rekursive Zerlegen notwendige Mehraufwand erst für Zahlen mit mehreren hundert Stellen durch das schnellere Grundverfahren wettgemacht.

Die schnellsten heute theoretisch bekannten Multiplikationsverfahren beruhen auf der schnellen Fourier-Transformation und haben eine Laufzeit von $O(l\,\log(l)\,\log\log(l))$. Wegen des großen implementatorischen Aufwands werden sie nur in speziellen Applikationen eingesetzt, in denen mit mehreren Millionen Stellen zu rechnen ist wie etwa die Weltrekordrechnungen zur Bestimmung möglichst vieler Stellen von π, vgl. [3]. In CAS spielen diese Algorithmen gegenwärtig keine Rolle.

2.3 Division mit Rest

Hier zunächst das allgemeine Schema in Pseudocode-Notation

```
Divmod(a,b):=block([q:0,r:a],
  while r ≥ b do (
    Errate die nächste Ziffer q_i des Quotienten
    q:q + (q_i β^i),
    r:r − (q_i β^i) · b
    Evtl. notwendige Korrektur
  ),
  return([q,r])
);
```

Für den Berechnungsaufwand ergeben sich folgende Abschätzungen:

Länge: Wegen $a = q \cdot b + r$ ergibt sich für die Länge des Quotienten $l(q) \le l(a) - l(b) + 1$ und für den Rest $l(r) \le l(b)$.

Komplexität: Wenn korrektes Ziffernraten des Quotienten mit konstantem Aufwand c möglich ist und evtl. notwendige Korrekturen zunächst unberücksichtigt bleiben, dann gilt

$$C_{\text{divmod}}(a,b) = l(q)\cdot(l(b)+c) = O(l(q)\cdot l(b))$$

denn der Hauptaufwand entsteht beim Berechnen der $l(q)$ Zwischenprodukte $(q_i\beta^i)\cdot b$ mit `Dmult`.

Erraten der aktuellen Ziffer

Aus komplexitäts*theoretischer* Sicht ist diese Frage irrelevant, denn selbst wenn alle β Ziffern durchprobiert werden, so ist die Laufzeit noch immer $\beta\cdot l(q)\,l(b) = O(l(q)\,l(b))$. Für praktische Zwecke sollte die Näherung von q_i jedoch nicht allzu weit vom wirklichen Ergebnis entfernt sein.

Andererseits kann man q_i nicht in konstanter Zeit *korrekt* erraten. Bsp.: $20\ldots01 : 10\ldots01$.

Unser Ansatz: Verwende zum Erraten eines Näherungswerts für q_i `EDivmod` auf den jeweils ersten signifikanten Ziffern von a und b, so dass q_i garantiert zu klein wird und führe dann ggf. Korrektur durch:

$a = [a_n a_{n-1}\ldots],\ b = [b_m\ldots]$. Berechne den aktuellen Quotienten q als `EDivmod`$([a_n a_{n-1}] = [ac], d+1)$ mit $d = b_m$, wobei $a_n = 0$ sein kann (Division muss immer ein `Digit` ergeben!, d.h. $[ac]_\beta = a\beta + c \le \beta(d+1)$ sein, was durch die evtl. erforderliche Korrekturphase gesichert wird).

Evtl. notwendige Korrektur `==`
`while` $a \ge \beta^i\cdot b$ `do` $(a : a-b,\ q_i : q_i+1)$

Wie groß kann die Abweichung werden? Der exakte Wert der Quotientenziffer (d. h. vor dem Abschneiden der Nachkommastellen) liegt im Intervall

$$\frac{a\beta+c}{d+1} \le q \le \frac{a\beta+c+1}{d}$$
$$\Rightarrow \Delta = \frac{a\beta+c+1}{d} - \frac{a\beta+c}{d+1} = \frac{a\beta+c+(d+1)}{d(d+1)} \le \frac{\beta+1}{d}$$

Für kleine d sind also besonders große Korrekturen zu erwarten.

Beispiel: $100899 = 101\cdot 999$, $100899 : 101 = (5..9)(4..9)(4..9)$
(Zwischenergebnisse sind 999 und 909)

Knuths Trick: Finde vorher ein Skalierungs-Digit k, so dass $k\cdot b$ mit einer Ziffer $\ge \left\lfloor\frac{\beta}{2}\right\rfloor$ beginnt und berechne dann `divmod`$(a,\ b)$ aus `divmod`$(k\,a,\ k\,b) = (q, k\,r)$.

In obigem Beispiel kommt z. B. $k = 5$ in Betracht.

Rechne dann $504\,495 : 505 = (8..9)(8..9)(7..9)$ ($d = 6$, Zwischenergebnisse sind 4999, 4545)

Oder $k = 9$.

Rechne dann $908\,091 : 909 = 9(8..9)(8..9)$ ($d = 10$, Zwischenergebnisse sind 899 und 818)

Damit sind höchstens 3 Korrekturen notwendig – beachte, dass `EDivmod` noch ganzen Teil nimmt.

Rechnung mit $[ace] : [df]$. Differenz analog oben $\Delta \le \frac{\beta+1}{d\beta+f} < 1$ (fast immer). Damit höchstens eine Korrektur notwendig.

Beispiel: $100899 : 101 = 999$ (mit $[df] + 1 = 11$)

Geht bei Koprozessor und `real`-Arithmetik recht einfach zu implementieren.

Binäre Division mit Rest

Besonders schnell geht es wieder, wenn die Zahlen als Bitfelder gegeben sind. Hier eine MAXIMA-Implementierung des Verfahrens.

```
binDivMod(a,b):=block([s:1,q:0],
  /* Ausgangwerte b = b_0, a = a_0 */
  while a>=b do (b:leftshift(b), s:leftshift(s)),
  /* Nun ist s = 2^i, b = b_0 * s > a */
  while s>1 do (
    b:rightshift(b), s:rightshift(s),
    /* Es gilt immer a < 2 b */
    if a>=b then (a:a-b, q:q+s)
  ),
  return([q,a])
);
```

Die Komplexität ist dennoch ebenfalls von der Ordnung $O(l(q)\, l(b))$.

2.4 Kosten der Berechnung des größten gemeinsamen Teilers

Wir hatten die Beziehung zwischen der Berechnung des kleinsten gemeinsamen Vielfachen und des größten gemeinsamen Teilers sowie die Möglichkeit der gcd-Berechnung mit dem Euklidischen Algorithmus

```
Euklid(a,b):=block([q,r],
  unless b=0 do (r:mod(a,b), q:(a-r)/b, a:b, b:r),
  return(a)
);
```

im Detail besprochen, so dass nur noch eine Kostenanalyse aussteht.

Mit $r_0 = a$ und $r_1 = b$ können wir die Folge der Reste als

$$\begin{aligned} r_0 = a &= q_1\, b + r_2 \\ r_1 = b &= q_2\, r_2 + r_3 \\ &\dots \\ r_{i-1} &= q_i\, r_i + r_{i+1} \\ &\dots \\ r_{m-1} &= q_m\, r_m \end{aligned}$$

aufschreiben. Dann ist $\gcd(a,b) = r_m$ und es werden zu dessen Berechnung insgesamt m Divisionen mit Rest ausgeführt. Dabei treten entweder viele, aber billige Divisionen oder wenige, aber teure Divisionen auf.

Beispiel: `Euklid(2134134,581931)`

$$\begin{aligned}
2134134 &= 3\cdot 581931 + 388341\\
581931 &= 1\cdot 388341 + 193590\\
388341 &= 2\cdot 193590 + 1161\\
193590 &= 166\cdot 1161 + 864\\
1161 &= 1\cdot 864 + 297\\
864 &= 2\cdot 297 + 270\\
297 &= 1\cdot 270 + 27\\
270 &= 10\cdot 27 + 0
\end{aligned}$$

Deshalb ist eine genauere Analyse der Komplexität der gcd-Berechnung notwendig.

Satz 5 *Für das Laufzeitverhalten sowohl von* ***`Euklid`*** *als auch* ***`ExtendedEuklid`*** *gilt*

$$C_{gcd}(a,b) = O(l(a)\,l(b))\,.$$

Beweis: Ansatz wie im letzten Beweis. Die Gesamtkosten dieser m Divisionen mit Rest sind von der Größenordnung

$$C = \sum_{i=1}^{m} l(q_i)\,l(r_i) \le l(r_1)\left(\sum_{i=1}^{m} l(q_i)\right),$$

wobei $l(q_i) \sim l(r_{i-1}) - l(r_i)$ gilt, also insgesamt $C \le l(a)\,l(b)$. $\square$

Der binäre gcd-Algorithmus

Wenn die Zahlen als Bitfelder gespeichert sind, kann man wieder eine binäre Version des gcd-Algorithmus angeben, die nur mit Shiftoperationen und Additionen auskommt und damit besonders schnell ist: Durch Shiften wird zunächst die größte Zweierpotenz gefunden, die in beiden Argumenten enthalten ist. Danach ist eine der verbleibenden Zahlen ungerade und wir können durch Anwenden von `oddshift` aus der anderen Zahl alle Faktoren 2 heraus dividieren, ohne den gcd zu ändern. Sind beide Zwischenergebnisse ungerade, so bilden wir die Differenz zwischen größerer und kleinerer Zahl. Wegen $\gcd(a,b) = \gcd(a-b,b)$ bleiben wir damit auf der richtigen Spur. Nach endlich vielen Schritten ist eine der beiden Zahlen gleich null und die andere folglich der gesuchte gcd.

```
oddshift(a):= block(while evenp(a) do a:rightshift(a), return(a));

binEuklid(a,b):= block([s:1,u,v],
  while (evenp(a) and evenp(b)) do (
    a:rightshift(a), b:rightshift(b), s:leftshift(s), print(a,b,s)
  ),
  /* nun ist eine der beiden Zahlen ungerade */
  oddshift(a), oddshift(b), print(a,b),
```

```
  /* nun sind beide Zahlen ungerade */
  unless a=b do (u:min(a,b), v:abs(a-b), a:u, b:oddshift(v)),
  return(a*s)
);
```

Durchschnittliche Kosten: Jeder zweite Schritt ist ein Shift, wo die summarische Binärlänge um mindestens 1 abnimmt. Also haben wir höchstens $(l(a) + l(b))$ Differenzbildungen von Zahlen der maximalen Längen $l(a)$ und $l(b)$, also (average) $l(b)$ Elementaradditionen. Damit höchstens $2\,l(a) \cdot l(b)$ Elementar*additionen.*

Es ist hier zwar nicht offensichtlich, wie das geht, aber man kann diesen Algorihmus auch zu einer erweiterten Version aufbohren, die nicht nur $g = \gcd(a, b)$ berechnet, sondern auch Kofaktoren $u, v \in \mathbb{Z}$ mit $g = a \cdot u + b \cdot v$. Details siehe [6, Alg. 9.4.3].

3 Zahlentheoretische Vorbereitungen

Ein zweites wichtiges Verfahren, um das Rechnen mit langen Zahlen und die durch die Prozessorgröße beschränkten Möglichkeiten eines Computers in Einklang zu bringen, besteht in der Verwendung von Restklassen. Es handelt sich dabei um einen Spezialfall eines generellen Prinzips, des *Rechnens in homomorphen Bildern*, bei dem man versucht, die geforderten Rechnungen zuerst in einem oder mehreren (einfacher handhabbaren) Bildbereichen durchzuführen, um aus der so gewonnenen Information Rückschlüsse zu ziehen und vielleicht sogar das exakte Ergebnis zu extrahieren.

Im Fall der ganzen Zahlen benutzt man dafür deren Reste bei Division durch eine geeignete Zahl, die nahe an der Wortgröße des verwendeten Computers liegt. Die entsprechenden Operationen auf den Resten lassen sich in konstanter Prozessorzeit ausführen und liefern bereits Teilinformationen. So kann man etwa aus der Tatsache, dass ein Rest verschieden von Null ist, bereits schlussfolgern, dass die zu untersuchende Zahl selbst auch verschieden Null ist. Aus der Kenntnis der Reste bei Division durch verschiedene Moduln kann man in vielen Fällen auch die Zahl selbst rekonstruieren, insbesondere, wenn man zusätzlich Informationen über ihre Größe besitzt. Eine auf diesem Prinzip begründete Arithmetik bezeichnet man als *modulare Arithmetik.*

Da grundlegende Kenntnisse des Rechnens mit Resten auch für die weiteren Betrachtungen von Primtest- und Faktorisierungsverfahren wesentlich sind, wollen wir zunächst ein Kapitel zu zahlentheoretischen Grundlagen einschieben, das auf den aus dem Grundkurs bekannten Fakten über das Rechnen in Restklassenringen aufbaut.

3.1 Ein wichtiger Satz über endliche Mengen

Satz 6 *Sei $\phi: M_1 \to M_2$ eine Abbildung zwischen zwei gleichmächtigen endlichen Mengen. Dann gilt*

$$\phi \text{ ist injektiv, d. h. } \phi(x_1) = \phi(x_2) \Rightarrow x_1 = x_2 \tag{1}$$

genau dann, wenn

$$\phi \text{ ist surjektiv, d. h. } \forall\, y \in M\ \exists\, x \in M : y = \phi(x) \tag{2}$$

Beweis: Offensichtlich, denn

(1) heißt: jedes $y \in M_2$ hat *höchstens* ein Urbild,

(2) heißt: jedes $y \in M_2$ hat *mindestens* ein Urbild

In Wirklichkeit hat wegen der Gleichmächtigkeit in beiden Fällen jedes $y \in M_2$ *genau* ein Urbild. $\square$

Dieser Satz ist für unendliche Mengen falsch. So ist z.B. die Abbildung $\phi_1 : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ via $\phi_1(n) = 2\,n$ zwar injektiv, aber nicht surjektiv, die Abbildung $\phi_2 : \mathbb{N} \to \mathbb{N}$ via $\phi_2(n) = n \; div \; 10$ surjektiv, aber nicht injektiv.

3.2 Der Restklassenring $\mathbb{Z}_m$

Bekanntlich nennt man zwei Zahlen $a, b \in \mathbb{Z}$ *kongruent modulo* m (und schreibt $a \equiv b \pmod m$), wenn ihre Differenz durch m teilbar ist, also bei Division durch m der Rest 0 bleibt. So gilt $127 \equiv 1 \pmod 7$, aber ebenso $127 \equiv 8 \pmod 7$, denn in beiden Fällen ist die Differenz durch 7 teilbar.

Die eingeführte Relation ist eine Äquivalenzrelation, so dass wir die zugehörigen Äquivalenzklassen betrachten können, die als *Restklassen* bezeichnet werden. Die Restklasse $\pmod 7$, in der sich die Zahl 1 befindet, besteht etwa aus den Zahlen

$$[1]_7 = \{\ldots, -20, -13, -6, 1, 8, 15, \ldots, 127, \ldots\} = \{7k + 1 \mid k \in \mathbb{Z}\}.$$

Die Darstellungen $z \equiv 1 \pmod 7$, $7\,|(z-1)$, $z = 7k + 1$, $z \in [1]_7$ und $[z]_7 = [1]_7$ sind also äquivalent zueinander. Wir werden diese unterschiedlichen Schreibweisen im Weiteren frei wechselnd verwenden. Die Menge der Restklassen modulo m bezeichnen wir mit $\mathbb{Z}_m$.

Addition und Multiplikation sind mit der Restklassenbildung verträglich, so dass die Menge $\mathbb{Z}_m$ sogar einen Ring bildet. Im Gegensatz zu den ganzen Zahlen kann dieser Ring aber Nullteiler besitzen. So ist etwa $2, 3 \not\equiv 0 \pmod 6$, dagegen $2 \cdot 3 = 6 \equiv 0 \pmod 6$.

In diesem Zusammenhang spielen die primen Restklassen eine besondere Rolle. Eine Restklasse $[a]_m$ heißt *prim*, wenn ein (und damit jeder) Vertreter dieser Restklasse zu m teilerfremd ist, wenn also $\gcd(a, m) = 1$ gilt. So sind etwa $\pmod 7$ alle Restklassen verschieden von $[0]_7$ prim, $\pmod 8$ dagegen nur die Restklassen $[1]_8, [3]_8, [5]_8$ und $[7]_8$ und $\pmod 6$ gar nur die beiden Restklassen $[1]_6$ und $[5]_6$.

Prime Restklassen haben bzgl. der Multiplikation eine besondere Eigenschaft. Es gilt für eine prime Restklasse $[a]_m$ die *Kürzungsregel*

$$a \cdot x \equiv a \cdot y \pmod m \;\Rightarrow\; x \equiv y \pmod m.$$

Dies lässt sich sofort aus $m\,|(a\,x - a\,y) = a\,(x - y)$ und $\gcd(a, m) = 1$ herleiten.

Anders formuliert: Die Multiplikationsabbildung

$$m_a :\ \mathbb{Z}_m \to \mathbb{Z}_m \qquad \text{via} \qquad [x]_m \mapsto [a\,x]_m$$

ist injektiv und somit, als Abbildung zwischen gleichmächtigen endlichen Mengen, auch surjektiv und sogar bijektiv. Zu einer primen Restklasse $[a]_m \in \mathbb{Z}_m$ gibt es also stets ein (eindeutig

bestimmtes) $[a']_m \in \mathbb{Z}_m$, so dass $m_a([a']_m) = [a \cdot a']_m = [1]_m$ bzw. $a \cdot a' \equiv 1 \pmod m$ gilt. $[a]_m$ ist also zugleich ein *invertierbares Element* des Ringes $\mathbb{Z}_m$ und $[a']_m$ das zu $[a]_m$ inverse Element. Umgekehrt überzeugt man sich, dass invertierbare Elemente prime Restklassen sein müssen, d. h. die Menge der primen Restklassen fällt mit der Gruppe der im Ring $\mathbb{Z}_m$ invertierbaren Elemente zusammen. Wir bezeichnen deshalb die Gruppe der primen Restklassen mit $\mathbb{Z}_m^*$.

Da die Menge aller Restklassen $\mathbb{Z}_m$ endlich ist, ist es auch die Menge der primen Restklassen $\mathbb{Z}_m^*$. Ihre Anzahl bezeichnet man mit dem Symbol $\phi(m)$. Die zugehörige Funktion in Abhängigkeit von m bezeichnet man als die *Eulersche ϕ-Funktion.*

Der Ring $\mathbb{Z}_m$ ist genau dann ein Körper, wenn alle von 0 verschiedenen Elemente ein Inverses besitzen, d.h. prime Restklassen sind. Das ist genau dann der Fall, wenn m eine Primzahl ist. Da diese Eigenschaft für endliche Ringe mit der Nullteilerfreiheit zusammenfällt, spielen in modularen Rechnungen Restklassenringe modulo Primzahlen in der Größe eines Computerworts eine besondere Rolle.

3.3 Der Chinesische Restklassensatz

Ist $m = m_1 \cdot \ldots \cdot m_n$, so können wir die natürliche Abbildung

$$P : \mathbb{Z}_m \to \mathbb{Z}_{m_1} \times \ldots \times \mathbb{Z}_{m_n} \qquad \text{mit } [x]_m \mapsto ([x]_{m_1}, \ldots, [x]_{m_n})$$

betrachten.

Beispiel: $P : \mathbb{Z}_{30} \to \mathbb{Z}_2 \times \mathbb{Z}_3 \times \mathbb{Z}_5$ bildet die Restklasse $[17]_{30}$ auf das Tripel $([1]_2, [2]_3, [2]_5)$ ab.

Die rechte Seite ist ebenfalls ein Ring, wenn wir die Operationen Addition und Multiplikation komponentenweise definieren, und P offensichtlich operationstreu.

Der folgende Satz gibt nähere Auskunft über Zahlen, die bei Division durch gegebene Moduln vorgegebene Reste lassen.

Satz 7 (Chinesischer Restklassensatz) *Seien $m_1, \ldots, m_n$ paarweise teilerfremde natürliche Zahlen und $m = m_1 \cdot \ldots \cdot m_n$ deren Produkt. Das System von Kongruenzen*

$$\begin{aligned} x &\equiv x_1 \pmod{m_1} \\ &\ldots \\ x &\equiv x_n \pmod{m_n} \end{aligned}$$

hat für jede Wahl von $(x_1, \ldots, x_n)$ genau *eine Restklasse $x \pmod m$ als Lösung.*

Anders formuliert: Die natürliche Abbildung P ist ein Ring-Isomorphismus.

Beweis: Injektivität ist trivial, denn $x \equiv 0 \pmod{m_i}$ bedeutet $m_i | x$ und wegen der Teilerfremdheit auch $m|x$, also $x \equiv 0 \pmod m$. Die Surjektivität folgt nun wieder aus der Injektivität und der Gleichmächtigkeit der endlichen Mengen auf beiden Seiten des Pfeils. □

Da mit $[x]_m \in \mathbb{Z}_m^*$, also $\gcd(x, m) = 1$, auch für jeden Teiler $m_i \,|\, m$ $\gcd(x, m_i) = 1$, also $[x]_{m_i} \in \mathbb{Z}_{m_i}^*$ folgt, induziert P eine (wie P bijektive) Abbildung

$$P^* : \mathbb{Z}_m^* \to \mathbb{Z}_{m_1}^* \times \ldots \times \mathbb{Z}_{m_n}^*$$

Ist insbesondere $m = p_1^{a_1} \dots p_k^{a_k}$ die Primfaktorzerlegung von m, so gilt (für $m_i = p_i^{a_i}$)

$$\phi(m) = \phi(p_1^{a_1}) \cdot \ldots \cdot \phi(p_k^{a_k})\,.$$

Für Primzahlen p hat man

$$\phi(p^a) = p^a - p^{a-1} = p^{a-1}(p-1) = p^a\left(1 - \frac{1}{p}\right).$$

Insbesondere sehen wir an der zweiten Formel, dass für ungerade Primzahlen p die Eulerfunktion $\phi(p^a)$ stets eine gerade Zahl ist.
Zusammengenommen erhält man die Formel

$$\phi(m) = m \prod_{p\in\mathbb{P},\, p|m} \left(1 - \frac{1}{p}\right)$$

Beispiele: $\phi(12) = 4,\ \phi(18) = 6,\ \phi(24) = 8,\ \phi(36) = 12.$

Der angegebene Beweis ist allerdings nicht konstruktiv. Für Anwendungen des Satzes brauchen wir auch eine algorithmische Lösung, die nicht alle Restklassen $\pmod m$ prüfen muss (Die Laufzeit eines solchen Verfahrens wäre $O(m)$, also exponentiell in der Bitlänge von m), sondern bei vorgegebenen $(x_1, \dots, x_n)$ die Lösung x in akzeptabler Laufzeit findet.
Wir suchen also einen **Chinesischen Restklassen-Algorithmus**

$$\texttt{CRA}((x_1, m_1), (x_2, m_2), \dots, (x_n, m_n)) \ \to\ (x, m)$$

zur Berechnung von x.

Betrachten wir diese Aufgabe zunächst an einem konkreten Beispiel:

> Gesucht ist eine Restklasse $x \pmod{30}$, so dass
>
> $$x \equiv 1 \pmod 2,\ x \equiv 2 \pmod 3 \text{ und } x \equiv 2 \pmod 5$$
>
> gilt.

Lösung: $x = 5\,y + 2$ wegen $x \equiv 2 \pmod 5$. Da außerdem noch $x = 5\,y + 2 \equiv 2 \pmod 3$ gilt, folgt $y \equiv 0 \pmod 3$, also $y = 3\,z$ und somit $x = 15\,z + 2$. Schließlich muss auch $x = 15\,z + 2 \equiv 1 \pmod 2$, also $z \equiv 1 \pmod 2$, d.h. $z = 2\,u + 1$ und somit $x = 30\,u + 17$ gelten. Wir erhalten als einzige Lösung $x \equiv 17 \pmod{30}$, also

$$\texttt{CRA}((1,2),(2,3),(2,5)) = (17, 30).$$

Dieses Vorgehen lässt sich zum folgenden **Newtonverfahren** verallgemeinern, dessen Grundidee darin besteht, ein Verfahren

$$\texttt{CRA2}((x_1, m_1), (x_2, m_2)) \ \to\ (x, m)$$

zum Liften für zwei Argumente anzugeben und das allgemeine Liftungsproblem darauf rekursiv zurückzuführen:

$$\texttt{CRA}((x_1, m_1), (x_2, m_2), \dots, (x_n, m_n)) = \texttt{CRA}(\texttt{CRA2}((x_1, m_1), (x_2, m_2)), (x_3, m_3), \dots, (x_n, m_n)))$$

Vorbetrachtungen:

$$\begin{aligned} x \equiv x_1 \pmod{m_1} &\Rightarrow x = x_1 + c \cdot m_1 \\ x \equiv x_2 \pmod{m_2} &\Rightarrow c \cdot m_1 \equiv x_2 - x_1 \pmod{m_2} \end{aligned}$$

Es gilt also $c = m_1' \cdot (x_2 - x_1) \pmod{m_2}$, wobei $[m_1']_{m_2}$ die zu $[m_1]_{m_2}$ inverse Restklasse ist. $[m_1']_{m_2}$ ergibt sich als Nebenprodukt des Erweiterten Euklidschen Algorithmus (ohne Test, ob $x \in \mathbb{Z}_m^*$):

```
invmod(x,m):=ExtendedEuklid(x,m)[2];
```

denn mit $1 = \gcd(x, m) = u\,x + v\,m$ folgt $u\,x \equiv 1 \pmod{m}$.
Allerdings kann in Maxima diese inverse Restklasse mit der vordefinierten Funktion `inv_mod` bestimmt werden, so dass sich `CRA2` und `CRA` wie folgt ergeben:

```
CRA2(a,b):=block([c], /* l(a)=k, l(b)=1 */
  c:mod((b[1]-a[1])*inv_mod(a[2],b[2]),b[2]),
  return([a[1]+c*a[2],a[2]*b[2]])
);

CRA(l):=
  if length(l)<2 then first(l)
  elseif length(l)=2 then CRA2(l[1],l[2])
  else CRA2(CRA(rest(l)),first(l))
);
```

Beispiele:

1) `u:CRA2([5,13],[2,11])`:

   Wegen $1 = 6 \cdot 2 - 11$, also $13' \equiv 2' \equiv 6 \pmod{11}$ ergibt sich $c = (2-5) \cdot 6 \equiv 4 \pmod{11}$ und $x \equiv 5 + 4 \cdot 13 = 57 \pmod{143}$.

2) Bestimmen Sie `CRA`$([x, x^2] : x \in \{2, 3, 5, 7, 11, 13\})$.

   Antwort mit Maxima und obigen Funktionen:

   ```
   l:[2,3,5,7,11,13];
   u:makelist([x,x^2],x,l);
   v:CRA(u);
   ```

   $$v = [127357230, 901800900]$$

   Probe:

   ```
   map(lambda([x],mod(v[1],x[2])),u);
   ```

   $$[2, 3, 5, 7, 11, 13]$$

Kostenbetrachtungen: Typische Einsatzsituation ist der Fall, dass alle Moduln die Größe eines Computerworts, also die Wortlänge 1 haben und daraus eine ganze Zahl der Wortlänge n zu konstruieren ist. Da die Länge von m_1 in jedem Schritt der rekursiven Anwendung von `CRA` wächst, wollen wir bei der Analyse von `CRA2` $l(m_1) = k,\ l(m_2) = 1$ annehmen.

Die folgenden Kostenfaktoren sind für `CRA2` zu berücksichtigen:

> Reduktionen von Zahlen der Länge k auf deren Reste modulo m_2: Aufwand $O(k)$
> `ExtendedEuklid` zur Berechnung von $[m_1']_{m_2}$ mit Aufwand $O(1)$
> Zusammenbauen von $x = x_1 + c \cdot m_1$ mit Aufwand $O(k)$

Insgesamt ergibt sich $C_{\mathrm{CRA2}} = O(k)$ und über alle Durchläufe $k = 1, \ldots, n$ schließlich $C_{\mathrm{CRA}} = O(n^2)$.

3.4 Die Gruppe der primen Restklassen

Da Produkt- und Inversenbildung nicht aus der Menge herausführen, bilden die primen Restklassen $\mathbb{Z}_m^*$ eine Gruppe. Diese Gruppe enthält genau $\phi(m)$ Elemente. Allgemeine Gruppeneigenschaften spezifizieren zu interessanten zahlentheoretischen Sätzen.

So bezeichnet man etwa für ein Element a einer Gruppe G die Mächtigkeit der von a erzeugten Untergruppe $\langle a\rangle = \{\ldots, a^{-2}, a^{-1}, a^0, a, a^2, \ldots\} \subset G$ als die *Ordnung* $d = \mathrm{ord}(a)$ von a.

Im Falle endlicher Gruppen ist diese Ordnung immer endlich und es gilt

$$\langle a\rangle = \left\{a^0, a, a^2, \ldots, a^{d-1}\right\} \qquad \text{und} \qquad d = \mathrm{ord}(a) = \min\{n > 0 \ :\ a^n = 1\}\ .$$

Weiter gilt

$$a^n = 1 \Leftrightarrow d = \mathrm{ord}(a) \,|\, n$$

Dies ist eine unmittelbare Folgerung aus dem Satz von Lagrange.

Satz 8 (Satz von Lagrange) *Ist H eine Untergruppe von G, so ist $|H|$ ein Teiler von $|G|$.*

Insbesondere ist also die Gruppenordnung $N = |G|$ durch die Ordnung $d = \mathrm{ord}(a)$ jedes Elements $a \in G$ teilbar und es gilt stets $a^N = 1$. Für die Gruppe der primen Restklassen bedeutet das:

Folgerung 1 (Satz von Euler) *Ist* $\gcd(a, m) = 1$*, so gilt* $a^{\phi(m)} \equiv 1 \pmod m$.

Ein Spezialfall dieses Satzes ist der

Folgerung 2 (Kleiner Satz von Fermat)
Ist m eine Primzahl und $1 < a < m$, so gilt $a^{m-1} \equiv 1 \pmod m$.

P induziert einen Gruppenisomorphismus

$$P^* : \mathbb{Z}_m^* \longrightarrow \mathbb{Z}_{m_1}^* \times \ldots \times \mathbb{Z}_{m_n}^*$$

Auf der Basis dieses Isomorphismus P^* kann man auch den Satz von Euler verfeinern: Da mit $x^{\phi(m_i)} \equiv 1 \pmod{m_i}$ auch für jedes Vielfache c von m_i die Beziehung $x^c \equiv 1 \pmod{m_i}$ gilt, erhalten wir für $c = \mathrm{lcm}(\phi(m_1), \ldots, \phi(m_n))$, dass $x^c \equiv 1 \pmod{m_i}$ für alle $i = 1, \ldots, n$, also nach dem Chinesischen Restklassensatz sogar $x^c \equiv 1 \pmod m$ gilt.

Satz 9 (Satz von Carmichael) *Ist $m = p_1^{a_1} \dots p_k^{a_k}$ die Primfaktorzerlegung von m, so gilt für $a \in \mathbb{Z}_m^*$*

$$a^{\psi(m)} \equiv 1 \pmod{m}$$

mit

$$\psi(m) = \operatorname{lcm}(p_1^{a_1-1}(p_1-1), \dots, p_k^{a_k-1}(p_k-1))$$

Die Zahl $\psi(m)$ bezeichnet man auch als den *Carmichael-Exponenten* von m.
Beispiele:

$$\begin{aligned} 12 = 2^2 \cdot 3 \qquad &\Rightarrow \phi(12) = 4,\ \psi(12) = 2 \\ 24 = 2^3 \cdot 3 \qquad &\Rightarrow \phi(24) = 8,\ \psi(24) = 4, \\ 561 = 3 \cdot 11 \cdot 17 \ &\Rightarrow \phi(561) = 2 \cdot 10 \cdot 16 = 320,\ \psi(561) = \operatorname{lcm}(2, 10, 16) = 80 \end{aligned}$$

Dieses Ergebnis ist zugleich ziemlich optimal. Für eine Gruppe G bezeichnet man das Maximum $\max(\operatorname{ord}(g) : g \in G)$ als Exponente $\exp(G)$ der Gruppe. Nach dem Satz von Lagrange gilt stets $\exp(G) \,|\, |G|$ und Gleichheit tritt genau für zyklische Gruppen ein.

Satz 10 *Für Primzahlen $p > 2$ ist $G = \mathbb{Z}_{p^n}^*$ zyklisch, d. h.* $\exp(G) = |G|$.
Für $n = 1$ und $n = 2$ ist $G = \mathbb{Z}_{2^n}^*$ ebenfalls zyklisch, für $n > 2$ gilt dagegen $\exp(G) = \frac{|G|}{2}$.
$\mathbb{Z}_m^*$ ist damit genau für $m = 2$, 4, p^a, $2\,p^a$ zyklisch, wobei p eine ungerade Primzahl ist.

(o. Bew.) Insbesondere gilt $\exp(Z_{24}^*) = 2 < \psi(24) = 4$.

Folgerung 3 *Für ungerades m ist $\psi(m)$ die Exponente der Gruppe der primen Restklassen $\mathbb{Z}_m^*$.*

4 Primzahl-Testverfahren

4.1 Primtest durch Probedivision

Ist eine große ganze Zahl gegeben, so ist es in vielen Fällen einfach zu erkennen, dass es sich um eine zusammengesetzte Zahl handelt. So sind z. B. 50 % aller Zahlen gerade. Macht man eine Probedivision durch die vier Primzahlen kleiner als 10, so kann man bereits 77 % aller Zahlen als zusammengesetzt erkennen. Übrig bleibt eine Grauzone von möglichen Kandidaten von Primzahlen, für die ein aufwändigeres Verfahren herangezogen werden muss, um die Primzahleigenschaft auch wirklich zu beweisen.

Ein erstes solches Verfahren ist die **Methode der Probedivision**, die in MAXIMA etwa wie folgt angeschrieben werden kann:

```
primeTestByTrialDivision(m):=block([z:2,l:true],
  if (m<3) then return(is(m=2)),
  while z*z<=m and l do if mod(m,z)=0 then l:false,
  return(l)
);
```

Da der kleinste Teiler z einer zusammengesetzten Zahl m höchstens gleich $\sqrt{m}$ sein kann, können wir die Probedivisionen abbrechen, sobald $z^2 > m$ ist. Die `while`-Schleife wird mit $l =$ `false` abgebrochen, wenn eine Probedivision aufgeht. Geht keine der Probedivisionen auf, so gilt am Ende noch immer $l =$ `true` wie in der Initialisierung gesetzt. `is`(...) erzwingt die boolesche Auswertung, die von CAS aus Gründen, die hier nicht weiter erörtert werden können, generell nur zögerlich vorgenommen wird.

Prüfen wir am Anfang separat, ob m durch 2 oder 3 teilbar ist, so können wir die Anzahl der Probedivisionen auf $\frac{1}{3}$ reduzieren, da wir für z die Vielfachen von 2 und 3 auslassen können:

```
primeTestByTrialDivision1(m):=block([z:5,l:true],
  if (m<2) then return(false),
  if mod(m,2)=0 then return(is(m=2)),
  if mod(m,3)=0 then return(is(m=3)),
  while z*z<=m and l do (
    if is(mod(m,z)=0) then l:false,
    if is(mod(m,z+2)=0) then l:false,
    z:z+6
  ),
  return(l)
);
```

Der Aufwand für dieses Verfahren ist am größten, wenn m eine Primzahl ist, d. h. wirklich alle Tests bis zum Ende durchgeführt werden müssen. Die Laufzeit ist dabei von der Größenordnung $O(\sqrt{m})$, also exponentiell in der Bitlänge $l(m)$ der zu untersuchenden Zahl. Dies wird in praktischen Rechnungen mit Maxima auch deutlich.

```
getTime(A):=block([t:elapsed_run_time(),u],
  u:apply(first(A),rest(A)), [u,elapsed_run_time()-t]);

l:map(lambda([u],next_prime(10^u)),[9,10,11,12]);
map(lambda([u],getTime([primeTestByTrialDivision,u])),l);
map(lambda([u],getTime([primeTestByTrialDivision1,u])),l);
```

$$[[\texttt{true}, 0.27], [\texttt{true}, 0.84], [\texttt{true}, 2.49], [\texttt{true}, 7.77]]$$
$$[[\texttt{true}, 0.08], [\texttt{true}, 0.23], [\texttt{true}, 0.78], [\texttt{true}, 2.5]]$$

Dieses Verfahren liefert uns allerdings für eine zusammengesetzte Zahl neben der Antwort auch einen Faktor, so dass eine rekursive Anwendung nicht nur die Primzahleigenschaft prüfen kann, sondern für Faktorisierungen geeignet ist. Experimente mit CAS zeigen dagegen, dass Faktorisieren offensichtlich um Größenordnungen schwieriger ist als der reine Primzahltest.

Gleichwohl setzen CAS den Test mit Probedivision für eine Liste von kleinen Primzahlen als Vortest ein, um die aufwändigeren Verfahren nur für solche Zahlen anzuwenden, die „nicht offensichtlich“ zusammengesetzt sind. In der folgenden Maxima-Funktion ist `smallPrimes` eine Liste aller „kleinen“ Primzahlen:

```
smallPrimesTest(m):=block([i,smallPrimes,l:unknown],
```

```
  smallPrimes:[2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, 19, 23, 29],
  if (m<2) then return(false),
  for i in smallPrimes while l=unknown do
    if mod(m,i)= 0 then l:is(m=i),
  return(l)
);
```

In dieser Prozedurdefinition wird eine dreiwertige Logik eingeführt, die neben den (sicheren) Wahrheitswerten `true` und `false` auch noch die Möglichkeit `unknown` erlaubt für den Fall, dass über m noch keine Aussage getroffen werden konnte.

4.2 Der Fermat-Test

Ein weiteres Verfahren, mit dem zusammengesetzte Zahlen sicher erkannt werden können, das nicht auf Faktorzerlegungen beruht, ist der **Fermat-Test**. Dieser Test beruht auf der folgenden Umkehrung des Kleinen Satzes von Fermat:

> *Gibt es eine ganze Zahl a mit $1 < a < m$ und $a^{m-1} \not\equiv 1 \pmod m$, so kann m keine Primzahl sein.*

Eine Realisierung in MAXIMA hätte etwa folgende Gestalt:

```
FermatTest(m,a):=is(power_mod(a,m-1,m)=1);
```

Gibt `FermatTest`(m, a) für eine Basis $a \in \mathbb{Z}_m^*$ den Wert `false` zurück, gilt also $a^{m-1} \not\equiv 1 \pmod m$, so wissen wir nach obigem Satz, dass m garantiert eine zusammengesetzte Zahl ist, ohne allerdings daraus Informationen über einen Teiler von m gewinnen zu können.

Binäres Potenzieren

Wie hoch sind die Kosten des Verfahrens? Es sei dazu wieder $l = l(m)$ die Wortlänge der zu untersuchenden Zahl m. Wählen wir a zufällig, so ist l auch eine Schranke für die Wortlänge der Zahl a und jede Multiplikation $a \cdot a \pmod m$ in $\mathbb{Z}_m$ verursacht im klassischen Ansatz Kosten der Ordnung $O(l^2)$.

Wie teuer ist nun die Berechnung von $a^{m-1} \pmod m$? Führten wir dazu wirklich $m - 1$ Multiplikationen aus, so wären die Kosten von der Größenordnung $O(m \cdot l^2)$, also exponentiell in l, und gegenüber der Probedivision nichts gewonnen. Allerdings gibt es ein Verfahren zur Berechnung von a^n, das mit $O(\ln(n))$ Multiplikationen auskommt. Dieses *binäre Potenzieren* kann für Rechnungen in $\mathbb{Z}_m$ wie folgt angeschrieben werden.

```
binPower(a,n,m):=block([p:1],
  unless n=0 do (
    if oddp(n) then p:mod(p*a,m), a:mod(a*a,m), n:rightshift(n)
  ),
  return(p)
);
```

Beweis: Die Korrektheit des Verfahrens ergibt sich daraus, dass nach jedem Schleifendurchlauf $p \cdot a^n \pmod m$ denselben Wert annimmt, also eine Schleifeninvariante ist. Sind p', a', n' die Werte der Variablen am Ende der Schleife, so sind zwei Fälle zu unterscheiden:

Fall 1: n ist ungerade. Dann gilt $p' = p \cdot a \pmod m$, $a' = a \cdot a \pmod m$, $n' = \frac{1}{2}(n-1)$ und damit $p' \cdot a'^{n'} = (p \cdot a) \cdot a^{n-1} = p \cdot a^n \pmod m$.

Fall 2: n ist gerade. Dann gilt $p' = p$, $a' = a \cdot a \pmod m$, $n' = \frac{1}{2}n$ und damit $p' \cdot a'^{n'} = p \cdot a^n \pmod m$.

Folglich terminiert das Verfahren nach genau $l(n)$ Schleifendurchläufen mit $n' = 0$ und $p = a^n \pmod m$. □ Mit diesem binären Potenzieren sind die Kosten des Fermat-Tests von der Größenordnung $O(l^3)$, also polynomial in der Bitlänge der zu untersuchenden Zahl.

Der Fermat-Test ist allerdings nur ein notwendiges Kriterium. Genauer gesagt können wir aus $a^{m-1} \not\equiv 1 \pmod m$ mit Sicherheit schließen, dass m eine zusammengesetzte Zahl ist. Ansonsten können wir den Test mit einer anderen Basis a wiederholen, weil vielleicht zufällig $\mathrm{ord}(a) \mid m-1$ galt. Wir bezeichnen deshalb eine Zahl m, die den Fermat-Test mit der Basis a besteht, als *Pseudoprimzahl zur Basis a*.

Auf dieser Grundlage können wir einen **Las-Vegas-Test** versuchen:

> *Mache den Fermat-Test für c verschiedene (zufällig gewählte) Basen* $a_1, \ldots, a_c$.
>
> *Ist einmal* $a_i^{m-1} \not\equiv 1 \pmod m$, *so ist m garantiert eine zusammengesetzte Zahl. Die Basis a bezeichnet man in diesem Fall auch als* ***Fermat-Zeugen*** *(witness) dafür, dass m zusammengesetzt ist.*
>
> *Ist stets* $a_i^{m-1} \equiv 1 \pmod m$, *so ist m wahrscheinlich (hoffentlich mit großer Wahrscheinlichkeit) eine Primzahl.*

Dieses Schema funktioniert auch allgemein für Tests `Test`(m, a), die für Probewerte a eine solche Alternative zurückliefern. Wir formulieren es deshalb gleich in dieser Allgemeinheit als Maxima-Implementierung:

```
LasVegas(Test,m,c):=block([a,i,l:true],
  for i:1 thru c while (l#false) do (a:random(m), l:Test(m,a)),
  return(l)
);
```

Ist a zufällig keine prime Restklasse, dann ist m zusammengesetzt. Dieser (sehr selten auftretende) Fall kann durch eine Berechnung von $\gcd(a, m)$ (Kosten: $O(l^2)$, also noch billiger als ein Fermat-Test) vorab geprüft und abgefangen werden.

Der Las-Vegas-Test auf der Basis des Fermat-Tests lässt sich dann wie folgt anschreiben:

```
FermatLasVegas(m,c):=LasVegas(FermatTest,m,c);
```

Was können wir über die Wahrscheinlichkeit im unsicheren Zweig dieses Tests aussagen?

Satz 11 *Die Menge*

$$P_m := \{a \in \mathbb{Z}_m^* \ : \ a^{m-1} \equiv 1 \pmod m\}$$

der Restklassen $\pmod m$, *für die der Fermat-Test kein Ergebnis liefert, ist eine Untergruppe der Gruppe der primen Restklassen* $\mathbb{Z}_m^*$.

Beweis mit Untergruppenkriterium.

Nach dem Satz von Lagrange ist somit $|P_m|$ ein Teiler von $\phi(m) = |\mathbb{Z}_m^*|$. Ist m also zusammengesetzt und $P_m \neq \mathbb{Z}_m^*$, dann erkennt der Fermat-Test für eine zufällig gewählte Basis in wenigstens der Hälfte der Fälle, dass m zusammengesetzt ist.

In diesem Fall ist die Wahrscheinlichkeit, dass im unsicheren Zweig des Las-Vegas-Tests m keine Primzahl ist, höchstens 2^{-c}, also bei genügend vielen Tests verschwindend klein. Da die Wahrscheinlichkeit, dass aus diesen Gründen ein falsches Ergebnis zurückgeliefert wird, deutlich geringer ist als etwa das Auftreten von Hardware-Unregelmäßigkeiten, werden solche Zahlen auch als „industrietaugliche Primzahlen“ bezeichnet.

4.3 Carmichael-Zahlen

Ist m eine zusammengesetzte Zahl und $P_m = \mathbb{Z}_m^*$, so kann der Fermat-Test `FermatTest(m,a)` für $a \in \mathbb{Z}_m^*$ die Zahl m prinzipiell nicht von einer Primzahl unterscheiden. Gibt es solche Zahlen ?

Antwort: Ja, z. B. die Zahl $561 = 3 \cdot 11 \cdot 17$. Dann ist $\psi(m) = \operatorname{lcm}(2, 10, 16) = 80$ und somit für $a \in \mathbb{Z}_{561}^*$ stets $a^{560} = 1$.

Zusammengesetzte Zahlen m, für welche $a^{m-1} \equiv 1 \bmod m$ für alle $a \in \mathbb{Z}_m^*$ gilt, nennt man *Carmichael-Zahlen.*

Satz 12 *Die ungerade zusammengesetzte Zahl m ist genau dann eine Carmichael-Zahl, wenn $\psi(m)$ ein Teiler von $m - 1$ ist. Solche Zahlen kann der Fermat-Test für $a \in \mathbb{Z}_m^*$ nicht von Primzahlen unterscheiden.*

Weitere Carmichael-Zahlen sind z. B. $1105 = 5 \cdot 13 \cdot 17$ und $1729 = 7 \cdot 13 \cdot 19$. In den Übungsaufgaben finden Sie ein Verfahren, mit dem weitere Carmichaelzahlen konstruiert werden können.

Carmichaelzahlen sind im Vergleich zu den Primzahlen recht selten. So gibt es unter den Zahlen $< 10^{15}$ nur etwa 10^5 solcher Zahlen. Andererseits gibt es unendlich viele solche Zahlen und Alford, Granville und Pomerance (1994) haben sogar gezeigt, dass für die Anzahl $C(x)$ der Carmichaelzahlen kleiner x die Abschätzung $C(x) \gtrsim x^{2/7}$ gilt, d. h. ihre Anzahl exponentiell mit der Bitlänge von x wächst.

4.4 Der Rabin-Miller- oder strenge Pseudoprimzahl-Test

Ein Primzahltest ohne solche systematischen Ausnahmen beruht auf der folgenden Verfeinerung des Fermat-Tests: Für eine Primzahl m und eine Basis $1 < a < m$ muss $a^{m-1} \equiv 1 \pmod m$ gelten. Ist $m - 1 = 2^t \cdot q$ die Zerlegung des Exponenten in eine Zweierpotenz und einen ungeraden Anteil q, so ergibt die Restklasse $b := a^q \pmod m$ nach t-maligem Quadrieren den Rest 1.

Lemma 1 *Ist m eine Primzahl, so gilt $u^2 \equiv 1 \pmod m \Rightarrow u \equiv \pm 1 \pmod m$.*
Ist m keine Primzahl, so hat die Kongruenz $u^2 \equiv 1 \pmod m$ noch andere Lösungen.

Beweis: Ist m eine Primzahl, so gilt mit $u^2 \equiv 1 \pmod m$ auch $m \mid u^2 - 1 = (u + 1)(u - 1)$ und m muss Teiler eines der beiden Faktoren sein.

Ist dagegen $m = p \cdot q$ für zwei teilerfremde Faktoren p, q, so gibt es nach dem chinesischen Restklassensatz eine Restklasse $a \pmod m$ mit $a \equiv 1 \pmod p$ und $a \equiv -1 \pmod q$, für welche also $a^2 \equiv 1 \pmod m$, aber $a \not\equiv \pm 1 \pmod m$ gilt. $-a \pmod m$ ist eine weitere Restklasse mit dieser Eigenschaft. □

Bezeichnet also u das Element in der Folge $\left\{b, b^2, b^4, b^8, \ldots, b^{2^t}\right\}$, wo erstmals $u^2 \equiv 1 \pmod m$ gilt, so muss für eine Primzahl m unbedingt $u \equiv -1 \pmod m$ gelten. Ist dagegen m keine Primzahl, so hat die Kongruenz $u^2 \equiv 1 \pmod m$ noch andere Lösungen.

Wählt man a zufällig aus, so ist die Wahrscheinlichkeit, dass u bei zusammengesetztem m auf eine solche Restklasse trifft, d. h. $u \not\equiv -1 \pmod m$, aber $u^2 \equiv 1 \pmod m$ gilt, groß. Verhält sich m unter diesem verfeinerten Test bzgl. einer Basis a wie eine Primzahl, so bezeichnet man m auch als *strenge Pseudoprimzahl zur Basis a*.

Beispiel: Die Carmichaelzahl $m = 561$ passiert den Fermat-Test zur Basis $a = 13$. Der verfeinerte Test erkennt sie bzgl. derselben Basis als zusammengesetze Zahl: $m - 1 = 2^4 \cdot 35$, also $q = 35$

```
b:power_mod(13,35,561);
```

Es gilt $b \equiv 208 \pmod{561}$, $b^2 \equiv 67 \pmod{561}$, $b^4 \equiv 1 \pmod{561}$.

Dieser Test wurde von Artjuhov (1966/67) vorgeschlagen und eine Dekade später von J. Selfridge wiederentdeckt und popularisiert. Eine genauere Analyse (Monier, Rabin 1980) zeigt, dass diese Wahrscheinlichkeit sogar wenigstens $\frac{3}{4}$ beträgt, d. h. ein Las-Vegas-Test auf dieser Basis mit c Durchläufen nur mit der Wahrscheinlichkeit 4^{-c} fehlerhaft antwortet. Diese Idee realisiert der folgende **Rabin-Miller-Test**

```
RabinMillerTest(m,a):=block([q:m-1,b,t:0,j,l:true],
  while mod(q,2)=0 do (q:q/2, t:t+1),
  /* Danach ist m-1 = 2^t * q */
  b:power_mod(a,q,m),
  if (mod(b-1,m)=0) or (mod(b+1,m)=0) then return(unknown),
  /* keine Information, wenn b = ±1 (mod m) */
  for j from 1 thru (t-1) while is(l=true) do (
    /* nun ist b ≠ ±1 (mod m) */
    b:mod(b*b,m),
    if (mod(b-1,m)=0) then l:false,
    if (mod(b+1,m)=0) then l:unknown
  ),
  if is(l!=true) then return(l), /* Antwort false oder unknown */
  return(false)
);
```

Zunächst wird $b \equiv a^q \pmod m$ berechnet und $l =$ `true` gesetzt. Ist bereits $b \equiv \pm 1 \pmod m$, so kann für diese Basis keine Aussage getroffen werden. Ansonsten quadrieren wir b:

> (1) Erhalten wir den Rest 1, so war $b \not\equiv \pm 1 \pmod m$, aber $b^2 \equiv 1 \pmod m$, also ist m garantiert nicht prim. Setze $l =$ `false`.

(2) Erhalten wir den Rest -1, so wird im nächsten Schritt $b^2 \equiv 1 \pmod m$, woraus wir jedoch kein Kapital schlagen können. Aus der gewählten Basis a kann keine Aussage getroffen werden. Setze $l =$ `unknown`.

(cont.) Anderenfalls quadrieren wir weiter.

Ist nach einem Schleifendurchlauf $l =$ `false` oder $l =$ `unknown`, so können wir die Rechnung mit diesem Ergebnis beenden. Anderenfalls ist nach jedem Schleifendurchlauf $l =$ `true` und $b \not\equiv \pm 1 \pmod m$. Wegen $b^{2^t} \equiv a^{m-1} \pmod m$ kann das Quadrieren im Fall $l =$ `true` nach $(t-1)$ Schritten mit folgenden Alternativen abgebrochen werden:

$b^2 \not\equiv 1 \pmod m$, also m nicht prim nach dem Fermat-Test.
$b^2 \equiv 1 \pmod m$, also ist m nicht prim nach obigem Lemma.

In beiden Fällen ist m garantiert zusammengesetzt.

Wird `false` zurückgegeben, so bezeichnet man die zugehörige Basis a als **Rabin-Miller-Zeugen** dafür, dass m zusammengesetzt ist.

Satz 13 *Ist m eine zusammengesetzte ungerade Zahl, so existiert für diese ein Rabin-Miller-Zeuge.*

Beweis: Sei $m = m_1 \cdot m_2$ das Produkt zweier teilerfremder natürlicher Zahlen und $m-1 = 2^t \cdot q$ wie oben. Nach CRT existiert $a \in \mathbb{Z}_m^*$ mit $a \equiv 1 \pmod{m_1},\ a \equiv -1 \pmod{m_2}$. Dann gilt $a \equiv a^q \not\equiv \pm 1 \pmod m$ (weil auch $a^q \equiv 1 \pmod{m_1},\ a^q \equiv -1 \pmod{m_2}$ für die ungerade Zahl q), aber $a^{2q} \equiv 1 \pmod m$. a ist also ein Rabin-Miller-Zeuge für m. $\square$

Auf der Basis von `RabinMillerTest` lässt sich wieder ein Las-Vegas-Test aufsetzen.

```
RabinMillerLasVegas(m,c):=LasVegas(RabinMillerTest,m,c);
```

Satz 14 *`RabinMillerLasVegas` liefert für eine Zahl $m \in \mathbb{N}$ nach c Durchläufen die Information, dass m entweder garantiert zusammengesetzt ist oder wahrscheinlich prim ist.*
Die Aussage „prim“ trifft mit einer Wahrscheinlichkeit kleiner als 4^{-c} nicht zu.

4.5 Quadratische Reste und der Solovay-Strassen-Test

Eine andere Verfeinerung des Fermat-Tests beruht auf der Verwendung von quadratischen Resten. Im folgenden sei m stets eine ungerade Zahl.

Definition 1 $a \in \mathbb{Z}_m^*$ heißt *quadratischer Rest*, wenn es eine Restklasse $x \in \mathbb{Z}_m^*$ mit $x^2 \equiv a \pmod m$ gibt. Anderenfalls heißt a *quadratischer Nichtrest*.

Wir führen die folgenden Mengenbezeichnungen ein:

$$Q = \left\{a \in \mathbb{Z}_m^* \,:\, \exists x \in \mathbb{Z}_m^*\ (a \equiv x^2 \pmod m)\right\},\ NQ = \mathbb{Z}_m^* \setminus Q\,.$$

Lemma 2 *Es gilt:*
1) $a, b \in Q \Rightarrow a \cdot b \in Q$.
2) $a \in Q,\ b \in NQ \Rightarrow a \cdot b \in NQ$.
3) $|Q| \le \frac{\phi(m)}{2},\ |NQ| \ge \frac{\phi(m)}{2}$.

Beweis:
1) Ist $a_1 \equiv x_1^2 \pmod m$, $a_2 \equiv x_2^2 \pmod m$, so ist $a_1 a_2 \equiv (x_1 x_2)^2 \pmod m$.
2) Ist $a_1 \equiv x_1^2 \pmod m$ und wäre $a_1 a_2 \equiv x^2 \pmod m$, so wäre $a_2 \equiv (x\,x_1')^2 \pmod m$.
3) $q : \mathbb{Z}_m^* \to \mathbb{Z}_m^*$ via $x \mapsto x^2$ ist (mindestens) eine 2-1-Abbildung. $\square$
Beispiele: $m = 7, m = 11, m = 8$.

Definition 2 Für eine Primzahl m und $a \in \mathbb{Z}_m^*$ definieren wir das *Legendre-Symbol*

$$\left(\frac{a}{m}\right) = \begin{cases} +1 & \text{wenn } a \text{ quadratischer Rest ist,} \\ -1 & \text{sonst.} \end{cases}$$

Satz 15 *Ist $m > 2$ eine Primzahl, so gilt*

1. *Es gibt genau $\frac{m-1}{2}$ quadratische Reste und $\frac{m-1}{2}$ quadratische Nichtreste.*
2. *$\kappa : \mathbb{Z}_m^* \to \{+1, -1\}$ via $a \mapsto \left(\frac{a}{m}\right)$ ist ein Gruppenhomomorphismus.*
3. *$a^{\frac{m-1}{2}} \equiv \left(\frac{a}{m}\right) \pmod m$.*

Beweis:
1) Ist m eine Primzahl, so folgt aus $x^2 \equiv y^2 \pmod m$ und damit $m \,|\, x^2 - y^2 = (x+y)(x-y)$, dass $m \,|\, x + y$ oder $m \,|\, x - y$ und damit $x \equiv \pm y \pmod m$ gilt. q ist also *exakt* eine 2-1-Abbildung.
2) Abzählen zeigt, dass dann auch das Produkt zweier Nichtreste ein quadratischer Rest sein muss.
3) Sei $x \equiv a^{\frac{m-1}{2}} \pmod m$. Wegen $x^2 \equiv 1 \pmod m$ gilt wie in 1) $x \equiv \pm 1 \pmod m$. Da $\mathbb{Z}_m^*$ zyklisch ist, gibt es eine Restklasse a_0 der Ordnung $m-1$, für die also $a_0^{\frac{m-1}{2}} \not\equiv 1 \pmod m$ ist. Dann gilt aber $(a \cdot a_0)^{\frac{m-1}{2}} \equiv -1 \pmod m$ für alle quadratischen Reste $a \in \mathbb{Z}_m^*$. Da Q und $Q_1 := \{a \cdot a_0 : a \in Q\}$ je $\frac{m-1}{2}$ Elemente enthalten, ist gerade $Q_1 = NQ$. $\square$
Die Definition des Legendre-Symbols kann man auf beliebige ungerade Zahlen $m = p_1^{a_1} \cdot \ldots \cdot p_k^{a_k}$ erweitern, indem man

$$\left(\frac{a}{m}\right) := \prod_i \left(\frac{a}{p_i}\right)^{a_i}$$

setzt. Diese Erweiterung bezeichnet man als *Jacobi-Symbol*.
$\kappa : \mathbb{Z}_m^* \to \{+1, -1\}$ ist offensichtlich auch in diesem Fall ein Gruppenhomomorphismus, allerdings kann man am Vorzeichen nicht mehr ablesen, ob es sich um einen quadratischen Rest handelt. So ist z. B.

$$\left(\frac{2}{15}\right) = \left(\frac{2}{3}\right)\left(\frac{2}{5}\right) = (-1)\,(-1) = +1\,,$$

aber 2 (mod 15) kein quadratischer Rest, weil ja bereits 2 (mod 3) kein quadratischer Rest ist.

Ist also $m > 2$ eine Primzahl, so gilt stets

$$a^{\frac{m-1}{2}} \cdot \left(\frac{a}{m}\right) \equiv 1 \pmod m\,.$$

Ist andererseits die ungerade Zahl m keine Primzahl, so ist in der Regel $a^{m-1} \not\equiv 1 \pmod m$ und so erst recht $a^{\frac{m-1}{2}} \not\equiv \pm 1 \pmod m$. Es stellt sich heraus, dass sich selbst für Carmichaelzahlen m stets eine prime Restklasse a finden lässt, für die $a^{\frac{m-1}{2}} \cdot \left(\frac{a}{m}\right) \not\equiv 1 \pmod m$ gilt. (o.Bew.)
Da $f : a \mapsto a^{\frac{m-1}{2}} \cdot \left(\frac{a}{m}\right)$ ein Gruppenhomomorphismus ist, ist die Menge

$$P = \left\{ a \in \mathbb{Z}_m^* \,:\, a^{\frac{m-1}{2}} \cdot \left(\frac{a}{m}\right) \equiv 1 \pmod m \right\}$$

wieder eine Untergruppe von $\mathbb{Z}_m^*$. Damit liegt wenigstens die Hälfte der Restklassen nicht in P.
Zur Berechnung des Jacobi-Symbols: Für ungerade ganze Zahlen m gilt

$$\left(\frac{a\,b}{m}\right) = \left(\frac{a}{m}\right)\left(\frac{b}{m}\right) \text{ für } a, b \in \mathbb{Z}_m^*. \tag{J.1}$$

$$\left(\frac{1}{m}\right) = 1,\ \left(\frac{2}{m}\right) = (-1)^{\frac{m^2-1}{8}},\ \left(\frac{-1}{m}\right) = (-1)^{\frac{m-1}{2}}. \tag{J.2}$$

Eine zentrale Rolle zur Berechnung des Jacobi-Symbols spielt das von Gauß entdeckte quadratische Reziprozitätsgesetz

$$\left(\frac{p}{q}\right) = (-1)^{\frac{p-1}{2}\frac{q-1}{2}} \left(\frac{q}{p}\right) \text{ für ungerade teilerfremde Zahlen } p,\, q. \tag{J.3}$$

Beispiel: $12^2 = 144 \equiv 43 \pmod{101}$ ist quadratischer Rest. Wir erhalten nacheinander

$$\begin{aligned}\left(\frac{43}{101}\right) &= +\left(\frac{101}{43}\right) = \left(\frac{15}{43}\right) = -\left(\frac{43}{15}\right) = -\left(\frac{13}{15}\right)\\ &= -\left(\frac{15}{13}\right) = -\left(\frac{2}{13}\right) = -(-1)^{\frac{13^2-1}{8}} = +1\,.\end{aligned}$$

Der Aufwand für die Berechnung des Werts eines Jacobisymbols für $a \in \mathbb{Z}_m^*$ ist wie der Euklidsche Algorithmus von der Größenordnung $O(l(m)^2)$, also polynomial in der Bitlänge der zu untersuchenden Zahl m. MAXIMA stellt zur Berechnung die Funktion `jacobi` zur Verfügung.
Zusammenfassend erhalten wir damit den folgenden **Solovay-Strassen-Test**:

```
SolovayStrassenTest(m,a):=is(mod(power_mod(a,(m-1)/2,m)*jacobi(a,m),m)=1);
SolovayStrassenLasVegas(m,c):=LasVegas(SolovayStrassenTest,m,c);
```

Wie im Rabin-Miller-Test ist `SolovayStrassenLasVegas` ein echter Las-Vegas-Algorithmus, d. h. im Ergebnis des Tests von c zufällig gewählten Restklassen a_i können wir wieder folgende Aussagen treffen:

Satz 16 *`SolovayStrassenLasVegas` liefert für eine Zahl $m \in \mathbb{N}$ nach c Durchläufen die Information, dass m entweder garantiert zusammengesetzt ist oder wahrscheinlich prim ist. Die Aussage „prim“ trifft mit einer Wahrscheinlichkeit kleiner als 2^{-c} nicht zu.*

4.6 Deterministische Primzahltests mit polynomialer Laufzeit

Ist m eine ungerade zusammengesetzte Zahl, so sind wenigstens $\frac{3}{4}$ der $a \in \mathbb{Z}_m^*$ Rabin-Miller-Zeugen für m und für viele m ist sogar $a = 2$ ein solcher Zeuge. Wir bezeichnen mit $W(m)$ den kleinsten Rabin-Miller-Zeugen für m.

Satz 17 *Ist $l = l(m)$ die Bitlänge von m und $W(m) = O(l^k)$, so existiert ein deterministischer Primtest mit polynomialer Laufzeit in l.*

Beweis: Wir können in dem Fall alle Reste $1 < a \leq W(m)$ im Rabin-Miller-Test für m durchprobieren. Würde jeder dieser Tests ergeben, dass a kein Rabin-Miller-Zeuge wäre, so könnte m nicht zusammengesetzt sein, da wir sonst einen solchen Zeugen bis $W(m)$ hätten finden müssen. Die Laufzeit eines solchen Tests ist $O(l^{k+3})$. $\square$

Satz 18 *Es gibt unendlich viele ungerade zusammengesetzte Zahlen m mit $W(m) \geq 3$.*

Beweis in einer Übungsaufgabe.

[Bach 1985] konnte eine solche Abschätzung mit $k = 2$ unter der Voraussetzung der Gültigkeit einer der großen zahlentheoretischen Vermutungen beweisen.

Satz 19 *Gilt die Erweiterte Riemannsche Vermutung, so kann man $W(m) < O\left(l(m)^2\right)$ für alle ungeraden zusammengesetzten Zahlen m beweisen.*

Seitdem war wenigstens im Prinzip klar, dass es Primzahltests mit polynomialer Laufzeit geben sollte.

4.7 Primzahltests in der CAS-Praxis

Aus dem Axiom-Handbuch:

> `prime?(n)` returns true if n is prime and false if not. The algorithm used is Rabin's probabilistic primality test. If `prime? n` returns false, n is proven composite. If `prime? n` returns true, `prime?` may be in error however, the probability of error is very low and is zero below $25 \cdot 10^9$ (due to a result of Pomerance et al.), below 10^{12} and 10^{13} due to results of Pinch, and below 341550071728321 due to a result of Jaeschke. Specifically, this implementation does at least 10 pseudo prime tests and so the probability of error is $< 4^{-10}$...

Aus dem MAPLE-Handbuch:

> The function `isprime` is a probabilistic primality testing routine. It returns false if n is shown to be composite within one strong pseudo-primality test and one Lucas test and returns true otherwise. If `isprime` returns true, n is „very probably“ prime – see [7], vol. 2, section 4.5.4, Algorithm P for a reference and [10]. No counter example is known and it has been conjectured that such a counter example must be hundreds of digits long.

Aus dem MUPAD-Handbuch:

> `isprime` ist ein schneller stochastischer Primzahltest. Die Funktion gibt `true` zurück, wenn die ganze Zahl n eine Primzahl oder eine starke Pseudo-Primzahl für zehn zufällig gewählte Basen ist, sonst wird `false` zurückgegeben.
>
> Wenn n positiv ist und `isprime false` zurückgibt, dann ist n mit Sicherheit keine Primzahl. Wenn n positiv ist und `isprime true` zurückgibt, dann ist n mit großer Wahrscheinlichkeit eine Primzahl.
>
> Die Funktion `numlib::proveprime` stellt einen Primzahltest zur Verfügung, der stets eine korrekte Antwort liefert, aber im Allgemeinen viel langsamer ist als `isprime`.

MATHEMATICA[1]:

> The Rabin-Miller strong pseudoprime test is a particularly efficient test. Mathematica versions 2.2 and later have implemented the multiple Rabin-Miller test in bases 2 and 3 combined with a Lucas pseudoprime test as the primality test used by the function `PrimeQ`$[n]$. Like many such algorithms, it is a probabilistic test using pseudoprimes. In order to guarantee primality, a much slower deterministic algorithm must be used. However, no numbers are actually known that pass advanced probabilistic tests (such as Rabin-Miller) yet are actually composite.
>
> The package `PrimalityProving‘` contains a much slower algorithm which has been proved correct for all n. The functions provided in this package not only prove primality, but they also generate a certificate of primality ...

Aus dem MAXIMA-Handbuch:

> If `primep(n)` returns `false`, n is a composite number and if it returns `true`, n is a prime number with very high probability.
>
> For n less than 341 550 071 728 321 a deterministic version of Miller-Rabin's test is used. If `primep(n)` returns `true`, then n is a prime number.
>
> For n bigger than 341 550 071 728 321 `primep` uses `primep_number_of_tests` (default: 25) Miller-Rabin's pseudo-primality tests and one Lucas pseudo-primality test. The probability that n will pass one Miller-Rabin test is less than $\frac{1}{4}$. Using the default value, the probability of n beeing composite is much smaller that 10^{-15}.

4.8 Primzahl-Zertifikate

Allen bisherigen Tests haftet der Makel an, dass Primzahlen zwar mit hoher Wahrscheinlichkeit korrekt erkannt werden, aber nicht mit Sicherheit bekannt ist, ob es sich wirklich um Primzahlen handelt. Die vorgestellten Algorithmen sind für praktische Belange, d.h. in Bereichen, in denen sie noch mit vertretbarem Zeitaufwand angewendet werden können, ausreichend und wurden auch in der Form in den verschiedenen CAS implementiert.

Möchte man für gewisse Anwendungen sichergehen, dass es sich bei der untersuchten Zahl garantiert um eine Primzahl handelt, können einige CAS ein *Zertifikat* für die Primzahleigenschaft erstellen. Ein solches Zertifikat kann etwa darin bestehen, zu der Primzahl m ein

[1] Quelle: `http://mathworld.wolfram.com/PrimalityTest.html`

Erzeugendes a der zyklischen Gruppe $\mathbb{Z}_m^*$ anzugeben zusammen mit einem Beweis, dass dieses Element die behauptete Eigenschaft besitzt.

Satz 20 *Die ungerade Zahl m ist genau dann eine Primzahl, wenn $\mathbb{Z}_m^*$ eine zyklische Gruppe der Ordnung $m-1$ ist, d.h. wenn es ein Element $a \in \mathbb{Z}_m^*$ gibt, so dass* $\operatorname{ord}(a) = m-1$ *gilt.*

Satz 21 (Satz von Lucas-Lehmer, 1876)
Die ungerade Zahl m ist genau dann eine Primzahl, wenn es ein Element $a \in \mathbb{Z}_m^*$ gibt mit

$$\begin{aligned} a^{m-1} &\equiv 1 \pmod m \quad \textit{und} \\ a^{(m-1)/p} &\not\equiv 1 \pmod m \quad \textit{für alle Primteiler } p \textit{ der Zahl } m-1. \end{aligned}$$

Beweis: Die letzte Bedingung sichert, dass $\operatorname{ord}(a)$ durch $m-1$, aber durch keinen Teiler von $m-1$ teilbar ist, also gleich $m-1$ sein muss. □

Betrachten wir als Beispiel die Primzahl $m = 55499821019$. Zur Bestimmung eines Primzahlzertifikats prüfen wir die Voraussetzungen des Satzes für $a = 2$. Mit MAXIMA erhalten wir

```
m:55499821019;
u:primeDivisors(m-1);
```

$$[2,\ 17,\ 1447,\ 1128091]$$

```
map(lambda([p],is(power_mod(2,(m-1)/p,m)#1)),u);
```

$$[\texttt{true}, \texttt{true}, \texttt{true}, \texttt{true}]$$

```
is(power_mod(2,(m-1),m)=1);
```

```
true
```

Die Voraussetzungen des Satzes sind also erfüllt, so dass 2 die Gruppe $\mathbb{Z}_m^*$ erzeugt.

Oftmals ist allerdings für eine konkrete Restklasse a die Beziehung $a^{\frac{m-1}{p}} \not\equiv 1 \pmod m$ nur für einige der Primfaktoren von $m-1$ erfüllt und es ist schwierig, eine Restklasse zu finden, die für *alle* Primteiler passt.

Beispiel:

```
m:20000000089;
u:primeDivisors(m-1);
```

$$[2,\ 3,\ 67,\ 1381979]$$

```
for a in [2,3,5,7,11,13,17,23,29] do
  print(a,map(
    lambda([p],is(power_mod(a,(m-1)/p,m)#1)),u));
```

2	false	false	true	true
3	false	false	true	true
5	false	true	true	true
7	true	false	false	true
11	false	false	true	true
13	false	true	true	true
17	false	false	true	true
23	false	true	true	true
29	true	true	true	true

Erst $a = 29$ hat die geforderte Eigenschaft, dass $a^{\frac{m-1}{p}} \not\equiv 1 \pmod m$ für *alle* Primteiler p von m gilt. Es stellt sich – mit Blick auf den Chinesischen Restklassensatz nicht verwunderlich – heraus, dass es genügt, für jeden Primteiler *seine* Restklasse a zu finden, womit die Rechnungen in diesem Beispiel bereits für $a = 7$ beendet werden können.

Satz 22 *Seien $\{p_1, \ldots, p_k\}$ die (verschiedenen) Primfaktoren von $m-1$. Dann gilt*

$$\exists\, a \in \mathbb{Z}_m^* \ \forall i \ \left(a^{\frac{m-1}{p_i}} \not\equiv 1 \pmod m\right)$$

genau dann, wenn

$$\forall i \ \exists\, a_i \in \mathbb{Z}_m^* \ \left(a_i^{\frac{m-1}{p_i}} \not\equiv 1 \pmod m\right),$$

d. h. es gibt eine gemeinsame Basis für alle Primteiler von $m-1$, wenn es für jeden Primteiler einzeln eine passende Basis gibt.

Beweis als Übungsaufgabe.

Zur Bestimmung eines Primzahlzertifikats für die primzahlverdächtige Zahl m reicht es also aus, für jeden Teiler p der Zahl $m-1$ in einer Liste von kleinen Zahlen eine solche Zahl a_p zu finden, dass $a_p^{\frac{m-1}{p}} \not\equiv 1 \pmod m$ gilt:

```
certifyPrime(m):=block([u:[],v,p,a,l,l1:true],
  if not primep(m) then error(m," ist nicht prim"),
  v:primeDivisors(m-1),
  for p in v while is(l1=true) do (
    l:true,
    for a in [2,3,5,7,11,13,17,19,23] while l do
      if is(power_mod(a,(m-1)/p,m)#1) then (u:append([[p,a]],u), l:false),
    if l then l1:false
  ),
  if l1#true then
    error("Kein Zertifikat gefunden"),
  return(PZ(m,u))
);
```

l_1 wird dabei auf `false` gesetzt, wenn es einen Primteiler p von $m-1$ gibt, so dass $a^{\frac{m-1}{p}} \not\equiv 1 \pmod m$ für keine der Probebasen a erfüllt ist. Theoretisch müsste auch noch $a^{m-1} \equiv 1 \pmod m$ geprüft werden, wir gehen jedoch davon aus, dass dies im Aufruf von `primep`(m) bereits erfolgt ist.

Auf obiges Beispiel angewendet erhalten wir damit folgendes Zertifikat:

```
certifyPrime(m);
```

$$\mathrm{PZ}(20000000089, [[[1381979, 2], [67, 2], [3, 5], [2, 7]]])\,.$$

Der erste Eintrag gibt dabei jeweils den Primfaktor von $m-1$, der zweite die für diesen Primfaktor p geeignete Basis a_p an. Ein Anwender kann nun durch einfache Probedivision prüfen, ob die angegebenen Faktoren wirklich alle Primfaktoren von $m-1$ sind, und sich von $a_p{}^{\frac{m-1}{p}} \not\equiv 1 \pmod m$ durch Nachrechnen (Kosten: $O(l^3)$ für $l = l(m)$) überzeugen.

Da bei der Faktorisierung von $m-1$ auch Pseudoprimzahltests verwendet werden, ist es sinnvoll, auch die (größeren) Faktoren von $m-1$ zu zertifizieren. Dies ist etwa mit folgender rekursiven Prozedur möglich:

```
certifyPrime2(m):=block([u,v,w,z:[]],
  u:certifyPrime(m),
  z:append(z,[u]),
  v:sublist(map(first,part(u,2)),lambda([p],p>1000)),
  for w in v do z:append(z,certifyPrime2(w)),
  return(z)
);
```

v ist dabei die Liste der Primfaktoren $p > 1000$ im letzten Zertifikat, die nun ihrerseits zertifiziert werden. Für unser Beispiel erhalten wir eine Liste von drei aufeinander aufbauenden Zertifikaten.

```
certifyPrime2(m);
```

$$\begin{aligned}[\ &\mathrm{PZ}(20000000089, [[2, 7], [3, 5], [67, 2], [1381979, 2]]),\\ &\mathrm{PZ}(1381979, [[2, 2], [13, 2], [23, 3], [2311, 2]]),\\ &\mathrm{PZ}(2311, [[2, 3], [3, 2], [5, 2], [7, 2], [11, 2]])\ ]\end{aligned}$$

Dieses Kriterium geht also davon aus, dass eine Faktorzerlegung der Zahl $m-1$ berechnet werden kann. Für Zahlen in der Nachbarschaft einer Primzahl m ist das erstaunlicherweise oft möglich.

4.9 Fermatzahlen

Besonders einfach ist ein solcher Nachweis für Zahlen m, für die die Faktorzerlegung vom $m-1$ leicht zu bestimmen ist.

Die trifft insbesondere auf die *Fermatzahlen* $F_k = 2^{2^k} + 1$ zu, da $F_k - 1$ nur den Primfaktor 2 enthält. Fermatzahlen sind deshalb interessant, weil sie die einzigen Zahlen der Form $2^a + 1$

sind, die prim sein können. Fermat behauptete in einem Brief an Mersenne, dass alle Zahlen F_k prim seien und konnte dies für die ersten 5 Fermatzahlen $3, 5, 17, 257$ und 65537 nachweisen, vermerkte allerdings, dass er die Frage für die nächste Fermatzahl $F_5 = 4294967297$ nicht entscheiden könne. Dies wäre allerdings mit dem Fermat-Test für die Basis $a = 3$ (vom Rechenaufwand abgesehen) gar nicht so schwierig gewesen:

```
m:2^(2^5)+1; power_mod(3,m-1,m);
```

$$3029026160$$

Die Basis $a = 3$ kann man generell für den Fermat-Test von F_k verwenden und zeigen, dass auch die nächsten Fermatzahlen (deren Stellenzahl sich allerdings jeweils verdoppelt) zusammengesetzt sind. Auf dieser Basis kann man auch Primzahlzertifikate erzeugen:

Satz 23 (Test von Pepin, 1877)
Eine Fermatzahl F_k, $k > 1$, ist genau dann prim, wenn $3^{\frac{F_k-1}{2}} \equiv -1 \pmod{F_k}$ gilt.

Beweis: Ist $3^{\frac{F_k-1}{2}} \equiv -1 \pmod{F_k}$, so ist F_k eine Primzahl, wie sofort aus dem Satz von Lucas-Lehmer folgt.
Für $k > 1$ gilt $2^{2^k} = 4^{2^{k-1}} \equiv 1 \pmod 3$ und damit $F_k \equiv 2 \pmod 3$. F_k ist also ein quadratischer Nichtrest modulo 3 und für das Jacobisymbol gilt $\left(\frac{F_k}{3}\right) = -1$, wenn F_k eine Primzahl ist. Nach dem quadratischen Reziprozitätsgesetz (J.3) für ungerade ganze Zahlen p, q ergibt sich dann

$$3^{\frac{F_k-1}{2}} \equiv \left(\frac{3}{F_k}\right) = (-1)^{\frac{F_k-1}{2}} \left(\frac{F_k}{3}\right) = -1 \pmod{F_k}\,.$$

wie behauptet. □
Dieser Satz kann in den folgenden `PepinTest` für Fermatzahlen gegossen werden.

```
PepinTest(n):=block([m:2^(2^n)+1],is(power_mod(3,m-1,m)=1));
```

Mit diesem einfachen Test konnte bewiesen werden, dass die Zahlen F_k mit $k < 33$ zusammengesetzt sind[2]. F_{33} hat fast 6 Milliarden Ziffern.
Primzahlen dieser Gestalt spielen eine große Rolle in der Frage der Konstruierbarkeit regelmäßiger n-Ecke mit Zirkel und Lineal. So konnte Gauss die Konstruierbarkeit des regelmäßigen 17-Ecks nachweisen, weil die Primzahl 17 in dieser Reihe auftritt, vgl. etwa [8].
Die Faktorisierung $F_5 = 641 \cdot 6700417$ fand erstmals Euler, allerdings scheiterte er bereits an der nächsten Zahl $F_6 = 18446744073709551617$, deren Faktorisierung

$$F_6 = 67280421310721 \cdot 274177$$

erst im Jahre 1880 entdeckt wurde. Ein modernes CAS berechnet diese Zerlegung heute im Bruchteil einer Sekunde, kommt aber bei der nächsten Fermatzahl

$$F_7 = 340282366920938463463374607431768211457$$

bereits in Schwierigkeiten. Man geht heute davon aus, dass es außer den bereits gefundenen keine weiteren primen Fermatzahlen gibt. Für einen Beweis dieser Vermutung gibt es jedoch nicht einmal ansatzweise Ideen, vgl. [10].

[2]Stand Mai 2012, Quelle: `http://www.prothsearch.net/fermat.html`

5 Faktorisierungs-Algorithmen

Faktorisierungsverfahren arbeiten meist so, dass sie zuerst einen Primtest anwenden, dann von einer als zusammengesetzt erkannten Zahl m einen echten Faktor n bestimmen und schließlich rekursiv n und m/n faktorisieren.

```
FactorA(m,splitFactorFunction):=block([n],
  if primep(m) then return([m]),
  n:splitFactorFunction(m),
  append(FactorA(n,splitFactorFunction),FactorA(m/n,splitFactorFunction)))
);
```

5.1 Faktorisierung durch Probedivision

Unser erstes Primtestverfahren, `primeTestByTrialDivision`, fand zusammen mit der Erkenntnis, dass m zusammengesetzt ist, auch einen Faktor dieser Zahl. Eine entsprechende Faktorabspaltung, die für zusammengesetzte Zahlen einen echten Faktor und für Primzahlen die Zahl selbst zurückgibt, hätte dann folgende Gestalt

```
splitTrialFactor(m):=block([z:2,l:true],
  if (m<3) then return(m),
  while z*z<=m and l do (if mod(m,z)=0 then l:false, z:z+1),
  if l=false then return(z-1),
  error(m," seems to be prime")
);
```

Das Laufzeitverhalten hängt von der Größe des entdeckten Faktors ab, d. h. vom kleinsten Primfaktor r der Zahl m, und ist von der Größenordnung $O(r \cdot l(m)^2)$, also im Fall zweier etwa gleich großer Faktoren schlimmstenfalls $O(\sqrt{m} \cdot l(m)^2)$.

Die zugehörige Faktorisierungsfunktion ist dann

```
trialFactor(m):=FactorA(m,splitTrialFactor);
```

wobei es natürlich günstiger ist, die Suche nach weiteren Faktoren an der Stelle fortzusetzen, wo der letzte Faktor gefunden wurde und nicht die Faktorisierung mit den beiden Faktoren n und m/n neu zu starten. Schließlich ist n nach Konstruktion sowieso prim und m/n durch keinen Primfaktor $< n$ teilbar.

Dieses Verfahren ist jedoch nur für Zahlen geeignet, die aus kleinen und möglicherweise einem einzelnen großen Primfaktor bestehen. Zahlen, deren Faktorzerlegung mehrere zehnstellige Primteiler enthält, lassen sich selbst auf modernen Computern nicht auf diese Weise zerlegen.

5.2 `smallPrimeFactors` und CAS-Implementierungen

Andererseits gibt es kein anderes Verfahren, das so effizient kleine Faktoren zu finden vermag. Deshalb werden in praktischen Implementierungen in einem Preprocessing kleine Teiler durch ein solches Probedivisionsverfahren `smallPrimeFactors` vorab herausdividiert. Zusammengesetzte Zahlen, die aus vielen solchen kleinen Teilern und einem großen primen „Rest“

bestehen, können auf diese Weise vollständig faktorisiert werden. In der folgenden MAXIMA-Implementierung sind das die Primfaktoren < 30.

```
smallPrimeFactors(m):=block([u:[],i,smallPrimes],
  smallPrimes:[2, 3, 5, 7, 11, 13, 17, 19, 23, 29],
  for i in smallPrimes do
    (while mod(m,i)=0 do (u:append(u,[i]), m:m/i)),
  return(append([m],u))
  /* erster Listeneintrag ist der noch nicht zerlegte Rest */
);
```

Für die Zahl $m = 10^{11} + 1$ ergibt sich

```
smallPrimeFactors(10^11+1);
```

$$[35932447, 11, 11, 23]$$

wobei $35932447 = 4093 \cdot 8779$ der nicht weiter zerlegte Rest ist. MUPAD verwendet dazu eine beim Systemstart berechnete Primzahltabelle bis zu einer Grenze von etwa 10^6. In den großen CAS kann man die Faktorisierung auf diese „einfachen“ Faktoren begrenzen, etwa in MUPAD mit

```
ifactor(10^43+1,UsePrimeTab);
```

$$11 \cdot 909090909090909090909090909090909090909090909189$$

MAPLE liefert analog

```
ifactor(10^43+1,easy);
```

```
(11) _c35_1 (57009401)
```

wobei `_c35_1` für einen 35-stelligen zusammengesetzten Faktor steht, MATHEMATICA wie MUPAD nur

```
FactorInteger[10^43+1, FactorComplete->False]
```

$$\{\{11, 1\}, \{909090909090909090909090909090909090909090909189, 1\}\}$$

Die vollständige Faktorzerlegung dieser Zahl lautet

$$10^{43} + 1 = 11 \cdot 73061165565718177487552 41 \cdot 2182600451 \cdot 57009401\,.$$

und wird von allen großen CAS in überschaubarer Zeit korrekt berechnet.

Eine entsprechende Rahmenprozedur spaltet kleine Primfaktoren ab, untersucht, ob der verbleibende Rest bereits prim ist und wendet ggf. rekursiv eine „harte“ Faktorsuche an.

```
FactorB(m,splitFactorFunction):=block([u],
  u:smallPrimeFactors(m), m:u[1],
  if m=1 then return(rest(u)),
  if primep(m) then return(u),
  return(append(rest(u),FactorA(m,splitFactorFunction)))
);
```

Für Testzwecke wollen wir die folgende MAXIMA-Funktionen verwenden:

```
createFactorChallenge(b,n):=
  apply("*",makelist(next_prime(random(b)),i,1,n));
```

die Zufallszahlen mit n Primfaktoren der Größe b erzeugt. Wir werden in Vergleichen vor allem Beispiele mit zwei und drei Primfaktoren verwenden. Erstere entsprechen der Situation, wo eine Zahl aus zwei etwa gleich große Faktoren besteht, zweitere der Situation, wo Faktoren deutlich verschiedener Größe vorkommen.

Als Testmaterial verwenden wir zusammengesetzte Zahlen mit zwei (Liste u_2) bzw. drei (Liste u_3) etwa gleich großen Faktoren

```
u2:makelist(createFactorChallenge(10^6,2),i,1,5);
u3:makelist(createFactorChallenge(10^5,3),i,1,4);
```

$$u_2 := [436342998193, 334917980623, 38995411183, 135959344831, 71349649561]$$
$$u_3 := [212263909723783, 19040096629013, 396401584420843, 8148095352869]$$

Angewendet auf die Methode `trialFactor` ergibt sich mit MAXIMA folgendes Bild:

Zeit (s.)	Ergebnis
18.43	436342998193 = [656221, 664933]
12.47	334917980623 = [443851, 754573]
3.05	38995411183 = [108799, 358417]
4.46	135959344831 = [155501, 874331]
6.44	71349649561 = [231367, 308383]

Faktorisierung der Zahlen aus u_2 mit zwei etwa gleich großen 6-stelligen Faktoren

Zeit (s.)	Ergebnis
3.06	212263909723783 = [42019, 68351, 73907]
1.25	19040096629013 = [14947, 31627, 40277]
3.88	396401584420843 = [65827, 72859, 82651]
0.82	8148095352869 = [4861, 29473, 56873]

Faktorisierung der Zahlen aus u_3 mit drei etwa gleich großen 5-stelligen Faktoren

5.3 Faktorisierungsverfahren – das globale Bild

Die Laufzeit der Faktorisierung von m durch Probedivision hat schlimmstenfalls die Größenordnung $O(\sqrt{m} \cdot l(m)^2)$. Wegen $\sqrt{m} = 2^{\log_2(m)/2} \sim 2^{O(l(m))}$ handelt es sich also um einen

Algorithmus mit exponentieller Laufzeit. Alle klassischen Faktorisierungsalgorithmen gehören zu dieser Laufzeitklasse $2^{O(l(m))}$. Die Laufzeitabschätzung hat damit die Form $O(m^\alpha \cdot l(m)^k)$, in welcher der genaue Wert des Exponenten α wichtiger ist als die Exponenten k. Wir schreiben deshalb auch $\widetilde{O}(m^\alpha)$, wenn polylogarithmische Faktoren $l(m)^k$ nicht mit berücksichtigt werden.

$\alpha = 0$ entspricht einem (bisher nicht bekannten) Verfahren mit polynomialer Laufzeit, $\alpha > 0$ rein exponentieller Laufzeit. Alle klassischen Faktorisierungsverfahren gehören zur letzteren Kategorie und unterscheiden sich nur in der Größe von α. Für `trialFactor` gilt $\alpha = \frac{1}{2}$. Moderne Faktorisierungsverfahren erreichen subexponentielle Laufzeit. Dies bedeutet, dass deren Komplexität von der Größenordnung $\widetilde{O}(m^{\alpha_m})$ mit $\alpha_m \to 0$ ist.

Um Zahlen m zu faktorisieren, die in mehrere „große“ Primfaktoren aufspalten, wie das etwa für die meisten der Fermatzahlen $F_n = 2^{2^n}+1, n \geq 5$ der Fall ist, sind andere Verfahren als die Probedivision erforderlich. Solche Verfahren bestehen im Kern aus einer Routine, welche in der Lage ist, einen nicht trivialen Faktor $n \mid m$ zu finden, und die rekursiv oder kombiniert mit anderen Verfahren eingesetzt wird, um die vollständige Primfaktorzerlegung zu bestimmen.

Der rekursive Aufruf der Faktorisierung für n und m/n, der ja alle bis dahin gesammelte Information über m „vergisst“, ist für komplizierte Faktorisierungsprobleme gerechtfertigt, da auf Grund des exponentiellen bzw. subexponentiellen Charakters der Algorithmen die komplette Faktorisierung der „kleineren“ Faktoren oft nicht mehr zeitkritisch ist. Außerdem sind die meisten `splitFactor`-Algorithmen auf die Zahl m zugeschnitten, so dass Zwischenergebnisse nicht so einfach weiter zu verwenden sind.

Je nach eingesetztem `splitFactor`-Algorithmus unterscheidet man zwischen Faktorisierungsverfahren erster und zweiter Art. *Faktorisierungsverfahren der ersten Art* produzieren (mit großer Wahrscheinlichkeit) kleinere Faktoren, so dass ihre (durchschnittliche) Laufzeit von der Größe des kleinsten Primfaktors r der Zahl m abhängt. Zu diesen Verfahren gehören die Pollardsche Rho-Methode, mit der Brent und Pollard 1981 spektakulär die Fermatzahl

$$\begin{aligned} F_8 =& 1238926361552897 \cdot \\ & \cdot 93461639715357977769163558199606896584051237541638188580280321 \end{aligned}$$

faktorisieren konnten (Maxima 5.20: 13.6 s.), Pollards $(p-1)$-Methode sowie die auf elliptischen Kurven basierenden Verfahren, mit denen die Faktorzerlegungen von F_{10} und F_{11} entdeckt wurden. Sie sind für Aufgaben sinnvoll einsetzbar, in denen Faktoren bis zu 40 Stellen abzuspalten sind, und finden sehr effektiv Faktoren bis zu 20 Stellen. Sie sollten deshalb immer – nach dem Abspalten kleiner Faktoren – zuerst versucht werden.

Für Faktorisierungen bis zu 100-stelliger Zahlen m, bei denen die bisher beschriebenen Methoden versagen, stehen Verfahren der zweiten Art zur Verfügung. Sie werden nach dem Zahlentheortiker Maurice Kraitchik (1882 – 1950), der ein solches Verfahren erstmal etwa 1920 vorschlug, auch als *Verfahren der Kraitchik-Familie* bezeichnet. Dieses Verfahren – das quadratische Sieb – wurde allerdings erst um 1980 implementiert.

Verfahren der zweiten Art beruhen alle darauf, ein Paar (x, y) mit $x^2 \equiv y^2 \pmod m$ zu finden, womit $\gcd(m, x-y)$ ein echter Teiler von m ist. Da die Zahlen x, y etwa die Größe von m haben, werden eher große Faktoren entdeckt und die Laufzeit des Verfahrens hängt nicht von der Größe des kleinsten Primfaktors r, sondern nur von der Größe von m ab. All diese Verfahren sind kompliziert und wegen der Tatsache, dass sie das Vorhandensein kleiner Primfaktoren nicht honorieren, für die Faktorisierung von Zahlen ohne „kleine“ Primfaktoren besonders gut

geeignet. So faktorisierten Brillhard und Morrison 1975 mit der Kettenbruchmethode erstmals die 39-stellige Zahl

$$F_7 = 59649589127497217 \cdot 5704689200685129054721$$

(MAXIMA 5.20: 24.4 s.). Mit verschiedenen Siebmethoden wurde die Faktorzerlegung der 155-stelligen Zahl F_9 gefunden. Die meisten Faktorisierungsrekorde stehen im Zusammenhang mit dem Cunningham-Projekt, alle Zahlen der Form $b^n \pm 1$ mit $2 \leq b \leq 12$ zu faktorisieren. Mehr zu dem Projekt unter `http://www.cerias.purdue.edu/homes/ssw/cun`.

5.4 Die Fermat-Methode

Nachdem wir mit `splitTrialFactor` ein deterministisches Verfahren der ersten Art kennen gelernt haben, soll nun ein deterministisches Verfahren der zweiten Art beschrieben werden, das in praktischen Implementierungen zwar keine große Rolle spielt, aber dessen Ansatz für fortgeschrittenere Verfahren wichtig ist. Es geht auf Pierre Fermat zurück.

Seine Idee ist die folgende: Für eine ungerade zusammengesetzte Zahl $m = a \cdot b$ sind $x = \frac{a+b}{2}$, $y = \frac{a-b}{2}$ ganze Zahlen und

$$m = a \cdot b = (x + y)(x - y) = x^2 - y^2 \,.$$

Können wir umgekehrt $m = x^2 - y^2$ als Differenz zweier Quadrate schreiben, so haben wir eine Faktorzerlegung von m gefunden.

Wir suchen eine solche Darstellung, indem wir von $x = \lfloor\sqrt{m}\rfloor$ starten, $y = \left\lfloor\sqrt{x^2 - m}\right\rfloor$ berechnen und jeweils prüfen, ob $r = x^2 - y^2 - m = 0$ ist. Initial ist $y = 0$, also $r = 0 \Leftrightarrow m = x^2$ ist eine Quadratzahl. Dabei wird die MAXIMA-Funktion `isqrt` verwendet, die `isqrt(s)` $= \lfloor\sqrt{s}\rfloor$ mit dem Newtonverfahren in Polynomialzeit in $l = l(s)$ berechnet.

```
splitFermatFactorDemo(m):=block([x:isqrt(m),y:0,r],
  r:x^2-y^2-m,
  while r#0 do (x:x+1, y:isqrt(x^2-m), r:x^2-y^2-m, print(x,y,r)),
  x-y
);
```

Der schlechteste Fall tritt für $m = 3\,p$ ein, wo $x = \frac{p+3}{2} = \frac{m+9}{6}$ und $y = \frac{p-3}{2} = \frac{m-9}{6}$ gilt. Die while-Schleife wird also nach höchstens $O(m)$ Durchläufen verlassen und wir haben im schlechtesten Fall $\alpha = 1$.

Wir können den mehrfachen Aufruf von `isqrt` vermeiden, wenn wir von $x = \lfloor\sqrt{m}\rfloor + 1$, $y = 0$ ausgehen, nur die Änderungen von $r = x^2 - y^2 - m$ protokollieren und jeweils y bzw. x inkrementieren, je nachdem ob $r > 0$ oder $r < 0$ gilt. Für $r = 0$ haben wir eine Zerlegung $m = x^2 - y^2$ gefunden. Da die ganze Zeit $x > y$ gilt, folgen auf eine Erhöhung von x stets mehrere Erhöhungen von y. Zusammengenommen sieht eine entsprechende Implementierung wie folgt aus:

```
splitFermatFactor(m):=block([r,s:isqrt(m),u,v],
  if (m=s^2) then return(s),
  r:(s+1)^2-m, u:2*s+3, v:1, /* x=s+1, y=0 */
```

```
  while r#0 do ( /* hier ist stets r = x^2 - y^2 - m, u = 2x + 1, v = 2y + 1 */
    while r>0 do (r:r-v, v:v+2),
    if (r<0) then (r:r+u, u:u+2)
  ),
  (u-v)/2
);
```

Ein Vergleich an den Beispielen, mit denen `trialFactor` getestet wurde, zeigt, dass diese Methode Zahlen aus der Liste u_2 mit zwei etwa gleich großen Primfaktoren schneller zerlegt.

```
map(second,map(lambda([u],getTime(splitFermatFactor,u)),u2));
```

$$[0.050, 2.280, 2.150, 7.400, 0.47]$$

Die Zahlen mit drei 5-stelligen Faktoren aus der Liste u_3 können dagegen nicht innerhalb des Zeitlimits zerlegt werden.

`FermatFactor` funktioniert also besonders gut, wenn m in zwei etwa gleich große Faktoren zerfällt. Das können wir durch Skalierung versuchen zu verbessern. So findet `splitFermatFactor` für $m = 2581 = 29 \cdot 89$ den Faktor 29 erst nach 10 Durchläufen, während für $3\,m = 7743$ der Faktor $3 \cdot 29 = 87$ bereits nach zwei Durchläufen gefunden ist.

Da `trialFactor` mit etwa gleich großen Faktoren besondere Probleme hat, sollte eine Mischung, welche die Stärken beider Verfahren kombiniert, zu Laufzeitvorteilen führen. Das folgende **Verfahren von Lehman** wendet `trialFactor` für $d \le m^{1/3}$ an und sucht dann nach Quadratzerlegungen von $4\,k\,m = x^2 - y^2$ für verschiedene k, $1 \le k \le m^{1/3} + 1$, wobei nur Zerlegungen betrachtet werden, die zu zwei fast gleich großen Faktoren führen.

```
splitLehmanFactor(m):=block([d,k,x,y],
  for 2 ≤ d ≤ m^1/3 do if d|m then return d
  for 1 ≤ k ≤ m^1/3 + 1 do for 2√(k m) ≤ x ≤ 2√(k m) + m^1/6/(4√k) do
    if y = √(x^2 - 4 k m) ∈ ℕ then return gcd(x + y, m)
);
```

Die doppelte Schleife in Zeile 2 wird etwa

$$\sum_{k=1}^{m^{1/3}} \frac{m^{1/6}}{4\sqrt{k}} \sim \frac{m^{1/6}}{4} \int_{x=1}^{m^{1/3}} \frac{d\,x}{\sqrt{x}} \sim \frac{1}{2}\, m^{1/3}$$

mal durchlaufen, wobei immer `isqrt` aufgerufen wird, dessen Laufzeit polynomial in der Bitlänge $l(m)$ ist. Da auch die erste Schleife in ähnlicher Zeit abgearbeitet werden kann, ergibt sich eine Gesamtlaufzeit dieses Verfahrens von der Größenordnung

$$C_{\text{LehmanFactor}}(m) = \widetilde{O}(m^{1/3}),\ \text{also } \alpha = \frac{1}{3}$$

im Gegensatz zur `trialFactor` ($\alpha = \frac{1}{2}$) und `FermatFactor` ($\alpha = 1$). Wir haben damit das erste Faktorisierungs-Verfahren kennengelernt, das im Mittel schneller als die Probedivision ist.

Auf der Liste u_3 wird die Geschwindigkeit von `trialFactor` wirksam.

```
map(lambda([u],getTime([splitLehmanFactor,u])),u3);
```

$$[[42019, 37.75], [14947, 7.35], [65827, 62.42], [4861, 2.27]]$$

Mit der Liste u_2 kommt die Methode nicht zurecht.

Satz 24 *`splitLehmanFactor` findet für zusammengesetztes m stets einen echten Faktor.*

Beweis: Zweig 1 des Algorithmus findet nur für Zahlen m keinen Faktor, die in zwei große Primfaktoren $m = p\,q$ mit $m^{1/3} < p \le q < m^{2/3}$ zerfallen. Wir können unsere Betrachtungen für die Analyse der zweiten Schleife also auf Zahlen dieser Art beschränken.
Wir zeigen nun, dass sich zwei „kleine“ Kofaktoren u, v finden mit $|u\,q - v\,p| < m^{1/3}$. Dies folgt aus einem Standardergebnis über die Approximation gebrochener Zahlen durch andere gebrochene Zahlen:

> Für jede positive Zahl $\frac{p}{q} \in \mathbb{Q}$ und jede Schranke $B > 1$ gibt es positive ganze Zahlen u, v mit $v \le B$ und $\left|\frac{u}{v} - \frac{p}{q}\right| < \frac{1}{v\,B}$.

Für eine solche Schranke gilt $|u\,q - v\,p| < \frac{q}{B}$, so dass wir $B = \frac{q^{2/3}}{p^{1/3}} > 1$ und $k = u\,v$ setzen.
Es gilt $k \le m^{1/3} + 1$: Aus $\frac{u}{v} < \frac{p}{q} + \frac{1}{v\,B}$ und $v \le B$ folgt

$$k = u\,v < \frac{p}{q}\,v^2 + \frac{v}{B} \le \frac{p}{q}\,B^2 + 1 = \frac{p}{q}\,\frac{q^{4/3}}{p^{2/3}} + 1 = (p\,q)^{1/3} + 1\,.$$

Mit $a = u\,q + v\,p$ und $b = |u\,q - v\,p| < m^{1/3}$ gilt dann $4\,k\,m = a^2 - b^2$ und es bleibt zu zeigen, dass `splitLehmanFactor` $x = a$ findet, dass also $a = 2\sqrt{k\,m} + t$ mit $t \le \frac{m^{1/6}}{4\sqrt{k}}$ gilt.
Dies ergibt sich aus

$$\begin{aligned} & 4\,k\,m + b^2 = a^2 = \left(2\sqrt{k\,m} + t\right)^2 \ge 4\,k\,m + 4\,t\,\sqrt{k\,m} \\ \Rightarrow \quad & m^{2/3} > b^2 \ge 4\,t\,\sqrt{k\,m} \\ \Rightarrow \quad & \frac{m^{2/3}}{4\sqrt{k\,m}} = \frac{m^{1/6}}{4\sqrt{k}} > t\,. \end{aligned}$$

Damit ist die Korrektheit von `splitLehmanFactor` bewiesen. □

5.5 Die Pollardsche Rho-Methode

1975 schlug J. Pollard eine neuen Zugang zu Faktorisierungsalgorithmen vor, die Eigenschaften von (deterministischen) Zahlenfolgen verwendet, die sich fast wie Zufallsfolgen verhalten.
Die grundlegende Idee dieses Verfahrens benutzt Fixpunkteigenschaften von Abbildungen der endlichen Menge $S = \mathbb{Z}_r = \{0, 1, \ldots, r-1\}$ auf sich selbst. Eine solche Abbildung $f : S \to S$ ist durch die Werte $f(0), \ldots, f(r-1)$ eindeutig bestimmt, die andererseits frei gewählt werden können. Es gibt also r^r solche Funktionen.

Betrachten wir nun eine Folge $\mathbf{x} = (x_0, x_1, x_2, \ldots)$, deren Glieder der Bedingung $x_{i+1} = f(x_i)$ genügen. Wir wollen eine solche Folge als *Pollard-Sequenz* bezeichnen. Sie ist durch den Startwert x_0 und die Übergangsfunktion f eindeutig bestimmt.

Wegen der Endlichkeit der auftretenden Reste gibt es in jeder solchen Pollard-Sequenz ein Indexpaar $k > j$, so dass $x_k = x_j$ gilt, d. h. nach endlich vielen Schritten wiederholen sich Folgenglieder. Nach der Bildungsvorschrift gilt dann auch $x_{k+i} = x_{j+i}$ für $i \geq 0$, d. h. die Folge ist in Wirklichkeit sogar periodisch, evtl. mit einer Vorperiode.

Beispiel:

```
gen(x,f,m,n):=block([l:[x],y:x,i],
  for i:1 thru n do (y:mod(f(y),m),l:append(l,[y])),
  return(l)
);
```

erzeugt aus einem Startwert x und einer Funktion f die ersten n Elemente der entsprechenden Pollard-Sequenz modulo m. Aufrufe mit verschiedenen Startwerten und Moduln sowie der Funktion $f(x) = x^2 + 1$ liefern:

```
gen(2,lambda([x],x^2+1),13,15);
```

$$[2, 5, 0, 1, 2, 5, 0, 1, 2, 5, 0, 1, 2, 5, 0, 1]$$

```
gen(4,lambda([x],x^2+1),13,10);
```

$$[4, 4, 4, 4, 4, 4, 4, 4, 4, 4, 4]$$

```
gen(3,lambda([x],x^2+1),13,5);
```

$$[3, 10, 10, 10, 10, 10]$$

```
gen(7,lambda([x],x^2+1),37,15);
```

$$[7, 13, 22, 4, 17, 31, 0, 1, 2, 5, 26, 11, 11, 11, 11, 11]$$

Wir sehen in allen Beispielen, dass unterschiedliche Startwerte dabei zu unterschiedlichen Vorperiodenlängen und auch zu unterschiedlichen Perioden führen können.

Die Funktion $f : \mathbb{Z}_r \to \mathbb{Z}_r$ können wir uns stets, wie im Beispiel $f(x) = x^2 + 1$, als von einer Funktion $f : \mathbb{Z} \to \mathbb{Z}$ induziert vorstellen, so dass wir Pollardsequenzen (f, x_0) bzgl. verschiedener Moduln r vergleichen können. Wir rechnen dazu im Folgenden mit Resten statt Restklassen und schreiben $x_{i+1} \equiv f(x_i) \pmod{r}$.

Ist r ein Teiler von m, so folgt dann aus $x_j \equiv x_k \pmod{m}$ bereits $x_j \equiv x_k \pmod{r}$, d. h. Vorperiodenlänge und Periodenlänge sind für einen Teiler r nicht größer als für die Zahl m selbst.

Ist insbesondere r ein echter Teiler der zu faktorisierenden Zahl m und

$$K(f, x_0)^{(r)} = \min\{k > 0 : \exists j < k \; x_k \equiv x_j \pmod{r}\}$$

der Index, an dem sich das „Rho schließt“, so können wir erwarten, dass „im Durchschnitt“ $K(f,x_0)^{(r)} < K(f,x_0)^{(m)}$ gilt, d. h. für geeignete Folgenglieder

$$x_j \equiv x_k \pmod r, \quad \text{aber} \quad x_j \not\equiv x_k \pmod m \tag{P}$$

gilt. Dann ist aber $x_j - x_k$ durch r, nicht aber durch m teilbar und somit $\gcd(x_j - x_k, m)$ ebenfalls ein echter Teiler von m. Selbst wenn wir den Teiler r nicht kennen und alle Reste erst einmal nur $\pmod m$ bestimmen, können wir $\gcd(x_j - x_k, m)$ für alle Paare $j < k$ ausrechnen und hoffen, dabei auf einen echten Faktor von m zu stoßen.

Beispiel: Betrachten wir wieder die Übergangsfunktion $f(x) = x^2 + 1$ und $m = 91$ und die Pollard-Sequenz bis zum Index 10 zum Startwert 7:

```
o:gen(7,lambda([x],x^2+1),91,10);
```

$$[7, 50, 44, 26, 40, 54, 5, 26, 40, 54, 5]$$

Dann bestimmen wir die Menge aller verschiedenen $\gcd(x-y,m)$ für alle Paare (x,y) aus o:

```
l:makelist(makelist(gcd(o[i]-o[j],91),i,1,j-1),j,2,10);
apply(union,map(setify,l));
```

$$\{1, 7, 13, 91\}$$

Wir sehen, dass in diesem Beispiel unter den gcd tatsächlich Teiler der zu faktorisierenden Zahl vorkommen. Die Pollard-Sequenz ist $\pmod{91}$ periodisch mit der Periodenlänge 4, während dieselbe Folge $\pmod 7$ periodisch mit der Periodenlänge 1 ist:

```
gen(7,lambda([x],x^2+1),91,15);
```

$$[7, 50, 44, 26, 40, 54, 5, 26, 40, 54, 5, 26, 40, 54, 5, 26]$$

```
gen(7,lambda([x],x^2+1),7,15);
```

$$[7, 1, 2, 5, 5, 5, 5, 5, 5, 5, 5, 5, 5, 5, 5, 5]$$

Was kann man über den Durchschnittswert $K^{(r)}$ von $K(f,x_0)^{(r)}$, gemittelt über alle f und x_0 sagen? Ist k der kleinste Wert, ab dem sich Funktionswerte wiederholen, so können wir für eine Funktion f, die gut genug ausgewählt wurde, davon ausgehen, dass die Werte in der Vorperiode $x_0, \ldots, x_{k-1}$ und damit auch die verschiedenen Reste, die in der Pollard-Sequenz überhaupt auftreten, „zufällig“ verteilt sind.

Lemma 3 *Sei S eine r-elementige Menge. Dann ist der Anteil der Paare $(f, x_0) \in (S \to S, S)$, für die das Anfangsstück $\{x_0, \ldots, x_l\}$ der zugehörigen Pollard-Sequenz aus paarweise verschiedenen Zahlen besteht, kleiner als $e^{-\frac{l^2}{2r}}$.*

Beweis: Die Anzahl der Paare (f, x_0) ist gleich r^{r+1}, da eine Funktion f durch ihre Wertetabelle eindeutig bestimmt ist und $f(x)$ für jedes der r Argumente aus S ein beliebiges der r Elemente aus S als Funktionswert annehmen kann.

Für welche Paare sind nun $\{x_0, \ldots, x_l\}$ paarweise verschieden? x_0 kann beliebig gewählt werden, d. h. es stehen r verschiedene Möglichkeiten zur Verfügung. Wegen $x_1 = f(x_0) \neq x_0$ kann $f(x_0)$ einen Wert nicht annehmen. Es stehen noch $r-1$ Werte zur Verfügung. Analog darf $x_2 = f(x_1)$ die Werte x_0, x_1 nicht annehmen, d. h. für diesen Funktionswert stehen noch $r-2$ Elemente aus S zur Auswahl usw. Für $x_l = f(x_{l-1})$ können wir noch unter $r-l$ Elementen wählen. Alle anderen Funktionswerte von f haben keinen Einfluss auf die betrachtete Folge, können also beliebig aus den r möglichen Elementen gewählt werden.

Die gesuchte Wahrscheinlichkeit als der Quotient zwischen der Zahl der günstigen und der Zahl der möglichen Auswahlen ergibt sich damit zu

$$p := \frac{r(r-1)\cdot\ldots\cdot(r-l)r^{r-l}}{r^{r+1}} = \prod_{j=0}^{l}\left(1-\frac{j}{r}\right).$$

Wegen $\log(1-x) < -x$ für $0 < x < 1$ erhalten wir schließlich

$$\log(p) < \sum_{j=0}^{l} -\frac{j}{r} < -\frac{l^2}{2r},$$

woraus die Behauptung folgt. □

Satz 25 *Für den Durchschnittswert $K^{(r)}$ gilt $K^{(r)} \leq \sqrt{\frac{\pi\, r}{2}}$.*

Beweis: Für den Durchschnittswert

$$K^{(r)} = \sum_d d \cdot p(\{(f,x_0)\ :\ K(f,x_0;r) = d\}) = \sum_d p(\{(f,x_0)\ :\ K(f,x_0;r) \geq d\})$$

(vgl. die Komplexitätsberechnung von `comp`) erhalten wir mit obigem Lemma

$$K^{(r)} < \sum_{d\geq 0} e^{-\frac{d^2}{2r}} \approx \int_0^\infty e^{-\frac{x^2}{2r}}\,dx = \sqrt{\frac{\pi\, r}{2}}$$

□

Wir werden also die Pollard-Sequenz Element für Element berechnen und jedes neu berechnete Element sofort mit seinen Vorgängern vergleichen, in der Hoffnung, dass wir spätestens nach $k \approx O(\sqrt{r})$ Gliedern einen nicht trivialen Teiler entdecken.

Dieses Vorgehen ist leider nicht besser als `trialFactor`: Das Berechnen von l Folgengliedern verursacht einen Aufwand von $k \cdot O(l(m)^2)$, die Berechnung der gcd's aller $O(k^2)$ paarweisen Differenzen mit m einen Aufwand von $k^2 \cdot O(l(m)^2)$ und somit für $k \approx \sqrt{r}$ einen Gesamtaufwand in der Größenordnung $\widetilde{O}(k^2) = \widetilde{O}(r)$.

Um nicht alle Paare (x_i, x_j) zu untersuchen, wenden wir den folgenden **Trick von Floyd** an: Ist in der Pollardsequenz für $j < k$ das erste Mal $x_k \equiv x_j \pmod r$ und $l = k - j$ die

Periodenlänge, so gilt $x_m \equiv x_{m+l} \pmod r$ für $m \geq j$ und damit für jedes genügend große Vielfache von l, insbesondere für $m = l \cdot \lceil j/l \rceil \geq j$, auch $x_m \equiv x_{2m} \pmod r$. Wegen

$$m = l \cdot \lceil j/l \rceil < l \left(\frac{j}{l} + 1 \right) = j + l = k$$

können wir also mit gleichem Erfolg die Paare $(x_i, x_{2i}),\ i \leq k$, untersuchen.

Eine Implementierung dieser Idee in MAXIMA kann wie folgt ausgeführt werden:

```
pollardRhoEngine(m,f,x0):=block([u:x0,v:x0,g:1],
  while g=1 do (
    u:mod(f(u),m), /* u = x_i */
    v:mod(f(v),m), v:mod(f(v),m), /* v = x_2i */
    g:gcd(u-v,m)
  ),
  if (g=m) then FAILED else g
);
```

In der folgenden Implementierung wird die Pollardsche Rho-Methode für $f(x) = x^2 + 1$ und verschiedene Startwerte angewendet. Alternativ können auch andere einfach zu berechnende Funktionen wie $x^2 - 1, x^2 + 3$ oder $x^2 + 5$ eingesetzt werden.

```
splitPollardRhoFactor(m):=block([a,g,l:true],
  for i:1 thru 100 while l do (
    a:random(m), g:gcd(a,m), if g>1 then l:false,
    g:pollardRhoEngine(m,lambda([x],mod(x^2+1,m)),a),
    if g#FAILED then l:false
  ),
  if l then error("Faktorisierung von ".m." fehlgeschlagen"),
  return(g)
);

pollardRhoFactor(m):=FactorA(m,splitPollardRhoFactor);
```

Ein Vergleich der Laufzeiten von `trialFactor` und `pollardFactor` zeigt den Gewinn eindrucksvoll.

```
map(lambda([u],getTime([pollardRhoFactor,u])),u2);
map(lambda([u],getTime([pollardRhoFactor,u])),u3);
```

trialFactor	18.43	12.47	3.05	4.46	6.44	s.
pollardRhoFactor	0.2	0.04	0.04	0.04	0.04	s.

Zwei 6-stellige Faktoren

trialFactor	3.06	1.25	3.88	0.82	s.
pollardRhoFactor	0.06	0.01	0.04	0.02	s.

Drei 5-stellige Faktoren

Für die ersten Mersennezahlen $M_p = 2^p - 1$, für die p prim, aber M_p nicht prim ist, ergibt sich ein ähnlich eindrucksvolles Bild.

```
MersenneNonPrimes:
  sublist(makelist(p,p,40,100),lambda([p],primep(p) and not primep(2^p-1)));

map(lambda([p],[p,getTime([trialFactor,2^p-1])]),MersenneNonPrimes);
map(lambda([p],[p,getTime([pollardRhoFactor,2^p-1])]),MersenneNonPrimes);
```

In der folgenden Tabelle sind die Laufzeiten für beide Verfahren und $M_p = 2^p - 1$ unter Maxima 5.20 zusammengestellt (t_1 = `trialFactor`, t_2 = `pollardRhoFactor`, Zeitangaben in s., $*$ bedeutet mehr als 10 s.).

p	41	43	47	53	59	67	71	73	79	83	97
t_1	0.35	0.26	0.18	2.14	5.11	$*$	$*$	$*$	$*$	0.01	0.45
t_2	0.04	0.03	0.01	0.07	0.11	4.28	1.87	0.62	4.00	0.01	0.03

Trotz der beeindruckenden Laufzeitunterschiede zwischen beiden Verfahren ist allerdings auch die Pollardsche Rho-Methode im schlechtesten Fall von exponentieller Laufzeit, denn wenn m in zwei etwa gleich große Faktoren zerfällt, dann gilt $r \sim O(\sqrt{m})$ und damit

$$C_{\text{Pollard-Rho}}(m) \sim \widetilde{O}(m^\alpha) \text{ mit } \alpha = \frac{1}{4}\,.$$

5.6 Das quadratische Sieb

Die nächste Faktorisierungsmethode gehört zu den Faktorisierungsverfahren der zweiten Art und ist eine Verfeinerung der Fermat-Methode. Die Idee soll zunächst an einem Beispiel demonstriert werden.

Beispiel: $m = 2183$. Es gilt $453^2 \equiv 7 \pmod m, 1014^2 \equiv 3 \pmod m, 209^2 \equiv 21 \pmod m$. Keiner der drei Reste liefert ein vollständiges Quadrat, aber aus den Faktorzerlegungen können wir $x = 453 \cdot 1051 \cdot 209 \equiv 687 \pmod m$ und $y = 3 \cdot 7$ kombinieren, so dass $x^2 \equiv y^2 \pmod m$ gilt.

Generell interessieren wir uns nur für solche x, für welche der rest z mit $x^2 \equiv z \pmod m$ einfach zu faktorisieren ist. Aus den so gewonnenen Faktorisierungen versuchen wir, durch Produktbildung ein vollständiges Quadrat zusammenzustellen.

Die Faktorisierung wird dabei bzgl. einer vorab berechneten Liste $B = (p_1, \ldots, p_h)$ von Primzahlen, der *Faktorbasis*, ausgeführt und alle Zahlen, die sich nicht vollständig in Faktoren aus der Faktorbasis zerlegen lassen, werden nicht weiter betrachtet. Aus Effizienzgründen wird dabei mit dem symmetrischen Restesystem $z \in \{-\frac{m-1}{2}, \ldots, \frac{m-1}{2}\}$ gearbeitet, so dass bei der Faktorzerlegung auch das Vorzeichen zu berücksichtigen ist.

Mit der folgenden Routine werden für eine Zahl $z \in \mathbb{Z}$ das Vorzeichen sowie die Exponenten der Faktorzerlegung extrahiert, wenn eine solche nur Faktoren aus B enthält. Derartige Zahlen werden auch als *B-Zahlen* bezeichnet.

```
getExponents(z,FactorBase):=block([i,p,l],
  if z<0 then (l:[1], z:-z) else (l:[0]),
  for p in FactorBase do (
    i:0,
    while mod(z,p)=0 do (i:i+1, z:z/p),
    l:append(l,[i])
  ),
  if z#1 then return(FAILED),
  return(l)
);
```

Untersuchen wir die Zahl $m = 394663$, indem wir für eine Reihe von x in der Nähe von $\sqrt{m} \approx 628$ die Faktorzerlegung von $z \equiv x^2 \pmod m$ bzgl. des symmetrischen Restesystems zu finden. In der Nähe von $\sqrt{m}$ ist $z = x^2 - m$ bereits der symmetrische Rest.

```
B:sublist(makelist(i,i,1,50),primep);
/* Exponentenvektoren verschiedener x^2 - m erzeugen */
m0:isqrt(m);
l:makelist(i,i,m0-50,m0+50); /* x-Liste */
l1:map(lambda([x],[x,getExponents(x^2-m,B)]),l);
l2:sublist(l1,lambda([x],x[2]#FAILED));
```

Die Liste l_2 enthält Paare (x_i, v_i), wobei v_i der Exponentenvektor der Zerlegung von $z_i = x_i^2 - m$ ist. Der erste Eintrag von v_i kodiert das Vorzeichen von z_i. In die Liste sind nur solche

Werte x_i aufgenommen, für die z_i eine B-Zahl ist.

$$\begin{aligned}
&[\ [587,[1,1,2,0,0,2,0,0,0,1,0,0,0,0,0,0]],\\
&\ [601,[1,1,2,0,0,1,2,0,0,0,0,0,0,0,0,0]],\\
&\ [605,[1,1,2,0,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0]],\\
&\ [609,[1,1,0,0,0,1,0,0,0,1,0,0,0,0,0,1]],\\
&\ [623,[1,1,3,0,0,2,0,0,0,0,0,0,0,0,0,0]],\\
&\ [628,[1,0,2,0,0,0,0,0,0,0,0,1,0,0,0,0]],\\
&\ [632,[0,0,2,0,0,0,0,0,0,2,0,0,0,0,0,0]],\\
&\ [634,[0,0,1,0,0,1,1,1,0,0,0,0,0,0,0,0]],\\
&\ [642,[0,0,0,0,0,1,0,0,0,0,0,0,1,0,1,0]],\\
&\ [653,[0,1,1,0,0,1,1,0,0,0,0,0,1,0,0,0]],\\
&\ [656,[0,0,1,0,0,1,0,0,0,1,0,0,0,0,0,1]]\ ]
\end{aligned}$$

Aus der Zerlegung $632^2-m = 3^2\cdot 23^2$ können wir sofort $x = 632, y = 46$ und $\gcd(632-46, m) = 563$ als nicht trivialen Teiler von m ablesen. Aber auch aus den Zerlegungen

$$\begin{aligned}
601^2 - m &= -2\cdot 3^2\cdot 11\cdot 13^2\\
605^2 - m &= -2\cdot 3^2\cdot 37\cdot 43\\
642^2 - m &= 11\cdot 37\cdot 43
\end{aligned}$$

können wir $x = 601\cdot 605\cdot 642 = 233434410$, $y = -2\cdot 3^2\cdot 11\cdot 13\cdot 37\cdot 43 = -4095234$ und $\gcd(x+y, m) = 563$ als nicht trivialen Teiler von m ablesen.

Jede solche Kombination entspricht einer ganzzahligen Linearkombination der Exponentenvektoren v_i der einzelnen x-Werte, in der alle Einträge gerade sind. Um solche Kombinationen zu finden, können wir die nicht trivialen Lösungen eines homogenen linearen Gleichungssystems über $\mathbb{Z}_2$ bestimmen. Dazu stellen wir aus den Exponentenvektoren die Koeffizientenmatrix M zusammen und berechnen eine Basis N des Nullraums der Zeilenvektoren von M über $\mathbb{Z}_2$.

```
l3:map(second,l2);
M:apply(matrix,l3);
```

$$\begin{pmatrix}
1&1&2&0&0&2&0&0&0&1&0&0&0&0&0&0\\
1&1&2&0&0&1&2&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
1&1&2&0&0&0&0&0&0&0&0&0&1&0&1&0\\
1&1&0&0&0&1&0&0&0&1&0&0&0&0&0&1\\
1&1&3&0&0&2&0&0&0&0&0&0&0&0&0&0\\
1&0&2&0&0&0&0&0&0&0&0&1&0&0&0&0\\
0&0&2&0&0&0&0&0&0&2&0&0&0&0&0&0\\
0&0&1&0&0&1&1&1&0&0&0&0&0&0&0&0\\
0&0&0&0&0&1&0&0&0&0&0&0&1&0&1&0\\
0&1&1&0&0&1&1&0&0&0&0&0&1&0&0&0\\
0&0&1&0&0&1&0&0&0&1&0&0&0&0&0&1
\end{pmatrix}$$

```
N:nullspace(transpose(M)),modulus:2;
```

$$\operatorname{span}\left(\begin{pmatrix}0\\0\\0\\0\\0\\0\\-1\\0\\0\\0\\0\end{pmatrix},\ \begin{pmatrix}0\\-1\\1\\0\\0\\0\\0\\0\\-1\\0\\0\end{pmatrix},\ \begin{pmatrix}0\\0\\0\\1\\1\\0\\0\\0\\0\\0\\-1\end{pmatrix}\right)$$

In unserem Beispiel ist dieser Nullraum dreidimensional und aus jedem Vektor $n \in N$ dieser Basis des Nullraums können wir über die Liste l und die Faktorbasis B Paare $(x, y) \in \mathbb{Z}_m^2$ mit $x^2 \equiv y^2 \pmod m$ konstruieren und $\gcd(x - y, m)$ als möglichen nicht trivialen Faktor berechnen. Dabei ist noch eine kleine Ungenauigkeit von MAXIMA zu berichtigen – natürlich ist $-1 \equiv 1 \pmod 2$.

Der erste Vektor entspricht

$$632^2 \equiv (3 \cdot 23)^2 \pmod m, \quad \gcd(632 - 3 \cdot 23, m) = 563\,,$$

der zweite

$$\begin{gathered}(601 \cdot 605 \cdot 642)^2 \equiv \left(-2 \cdot 3^2 \cdot 11 \cdot 13 \cdot 37 \cdot 43\right)^2 \pmod m,\\ \gcd(601 \cdot 605 \cdot 642 + 2 \cdot 3^2 \cdot 11 \cdot 13 \cdot 37 \cdot 43, m) = 701\end{gathered}$$

und der dritte

$$\begin{gathered}(609 \cdot 623 \cdot 656)^2 \equiv \left(-2 \cdot 3^2 \cdot 11^2 \cdot 23 \cdot 47\right)^2 \pmod m,\\ \gcd(609 \cdot 623 \cdot 656 + 2 \cdot 3^2 \cdot 11^2 \cdot 23 \cdot 47, m) = 701\,.\end{gathered}$$

Für die allgemeine algorithmische Lösung werden die x_i sowie die Exponentenvektoren v_i für jeden Eintrag $n_i = 1$ kumuliert. Der kumulierte Exponentenvektor enthält nur gerade Einträge, so dass wir durch 2 teilen können, was den Exponentenvektor von y ergibt. Aus letzterem und der Faktorbasis kann schließlich y selbst berechnet werden.

```
qsTestDemo(m,FactorBase,l,n):=block([i,x:1,y,z],
  FactorBase:append([-1],FactorBase), /* Faktor −1 ergänzen */
  y:makelist(0,i,FactorBase), /* Nullvektor dieser Länge */
  for i:1 thru length(l) do /* n ist (a × 1)-Matrix */
    if n[i,1]#0 then (x:x*l[i][1], y:map("+",y,l[i][2]))),
  y:map(lambda([x],x/2),y),
  z:apply("*",map(lambda([a,b],a^b),FactorBase,y)),
   [x,y,z,gcd(x-z,m)]
);
```

```
qsTestDemo(m,B,l2,first(N));
```

$$[233434410, [1, 1, 2, 0, 0, 1, 1, 0, 0, 0, 0, 0, 1, 0, 1, 0], -4095234, 701]$$

Ersetzen wir die letzte Zeile durch `return(gcd(x-z,m))` und wenden diese neue Funktion `qsTest` auf unsere Nullraumbasis N an, so sehen wir unsere bisherigen Rechnungen bestätigt.

```
N1:makelist(part(N,i),i,1,length(N));
map(lambda([n],qsTest(m,B,l2,n)),N1);
```

$$[701, 563, 701]$$

Hier ist noch ein komplexeres Beispiel mit einer größeren Zahl m:

```
m:774419;
B:sublist(makelist(i,i,1,50),primep);
m0:isqrt(m);
l:makelist(i,i,m0-100,m0+100); /* x-Liste */
l1:map(lambda([x],[x,getExponents(x^2-m,B)]),l);
l2:sublist(l1,lambda([x],x[2]#FAILED));
```

Die Faktorbasis B enthält (mit Vorzeichenfeld) 16 Elemente wie auch die Liste l, so dass eigentlich nur mit der trivialen Lösung zu rechnen ist. Aber die Primfaktoren $3, 11, 29, 41, 43$ kommen in keiner Zerlegung eines der $x_i^2 - m$ vor, so dass der Rang der Matrix M gleich 11 (und modulo 2 sogar nur 9) ist.

```
l3:map(second,l2);
M:apply(matrix,l3);
rank(M),modulus:2;
```

$$9$$

```
N:nullspace(transpose(M)),modulus:2;
N1:makelist(part(N,i),i,1,length(N));
map(lambda([n],qsTest(m,B,l2,n)),N1);
```

$$[47, 1, 1, 16477, 16477, 1, 774419]$$

Der Nullraum ist 7-dimensional. Fünf der Basisvektoren liefern einen nichttrivialen Splitfaktor von m. Dies ist stets dann der Fall, wenn $x^2 \equiv y^2 \pmod m$ und $x \not\equiv \pm y \pmod m$ gilt.

Primfaktoren, die in Zerlegungen von $x^2 - m$ nicht auftreten können, lassen sich systematisch finden. Ist nämlich $p \,|\, x^2 - m$ ein Primteiler, so gilt $m \equiv x^2 \pmod p$ und m muss ein quadratischer Rest modulo p sein. Bei der Aufstellung der Faktorbasis können wir also alle Faktoren p außer Betracht lassen, für die Jacobisymbol $\left(\frac{m}{p}\right) = -1$ gilt.

```
factorBase(m,len):=
  sublist(makelist(i,i,2,len),lambda([x],primep(x) and jacobi(m,x)=1));
```

Damit verringert sich die Zahl der Primzahlen in der Faktorbasis in obigem Beispiel von 15 auf 9 und generell etwa um den Faktor 2, was auf die folgenden (groben) Laufzeitaussagen keinen Einfluss hat, jedoch praktisch wichtig ist.

Die Umsetzung der einen oder anderen Variante dieser Idee geht bis auf die Arbeiten von Brillhart und Morrison (1975) zurück, die mit der Kettenbruchmethode erstmals einen Faktorisierungsalgorithmus mit subexponentieller Laufzeit fanden. Die folgende Variante wurde 1982 von C. Pomerance vorgeschlagen: Wähle eine Faktorbasis B und suche im Bereich um $\sqrt{m}$ so lange Werte x_i, bis (entweder $\gcd(x_i, m) > 1$ ist oder) $|B| + 2$ B-Zahlen $z_i = x_i^2 - m$ gefunden sind. Dann hat das lineare Gleichungssystem M mehr Variablen als Gleichungen und so garantiert nicht triviale Lösungen. Die Wahrscheinlichkeit, dass für ein so gefundenes Paar (x, y) noch $x \not\equiv \pm y \pmod m$ gilt, ist $\frac{2}{2^t} \leq \frac{1}{2}$, wenn m in t Faktoren zerfällt.

```
getQSFactor(m,len):=block([B,g:1,n,c,r0,x1,x2,v,l,M,N],

  /* (1) Aufstellen der Faktorbasis */
  B:factorBase(m,len),

  /* (2) Aufbau der x-Liste */
  n:length(B)+2, c:0, l:[], r0:isqrt(m),
  while (n>0) and (g=1) do (
    c:c+1, x1:r0+c, x2:r0-c,
    g:gcd(x1*x2,m),
    if (g=1) then (
      v:getExponents(x1^2-m,B),
      if (v#FAILED) then (l:append(l,[[x1,v]]), n:n-1),
      v:getExponents(x2^2-m,B),
      if (v#FAILED) then (l:append(l,[[x2,v]]), n:n-1)
    )
  ),
  if (g>1) then return(g),

  /* (3) Nullraum der Exponentenmatrix (mod 2) bestimmen */
  M:apply(matrix,map(second,l)),
  N:ev(nullspace(transpose(M)),modulus:2),
  N:makelist(part(N,i),i,1,length(N)),

  /* (4) Auswertung */
  for x in N while (g=1) do (
    n:qsTest(m,B,l,x), if (1<n) and (n<m) then g:n
  ),
  if (g>1) then return(g)
  else error("Kein echter Teiler von",m,"gefunden")
);
```

Für kleine Faktorbasen wird der Anteil der B-Zahlen im Schritt (2) gering sein, für große Faktorbasen sind dagegen die Rechnungen in einem Durchlauf der Schleife (2) teuer. Die folgende Effizienzanalyse gibt uns den Wert b für ein Trade-off zwischen beiden Effekten.

Ist $B = \{p \in \mathbb{P}, p \le b\}$, $h = |B| \sim \frac{b}{\ln(b)}$ die Anzahl der Elemente in der Faktorbasis und $l = \ln(m) \sim l(m)$, so erhalten wir folgende Kosten für die einzelnen Schritte von `getQSFactor`:

- $b \cdot \ln(\ln(b)) = \widetilde{O}(b)$ für die Berechnung der Faktorbasis mit dem Sieb des Eratosthenes im Schritt (1),
- $h\,O(l^2)$ für einen Durchlauf der Schleife (2), also den Gesamtaufwand $O(k\,h^2\,n^2) = \widetilde{O}(k\,h^2)$, wenn k die durchschnittlich erforderliche Zahl von Durchläufen bezeichnet, bis eine B-Zahl gefunden wurde,
- $O(h^3)$ für die Bestimmung einer Basis des Nullraums in (3) und
- $O(h\,l^2) = \widetilde{O}(h)$ für die Untersuchung eines der Nullvektoren $n \in N$ (die im Allgemeinen bereits einen nicht trivialen Teiler von m liefert).

Die Gesamtkosten sind also von der Größenordnung $\widetilde{O}(\max(b^3, k\,b^2))$ und wir wollen nun ein gutes Trade-off zwischen b und k bestimmen.

Dazu müssen wir zunächst eine Abschätzung für k finden. Wir wollen davon ausgehen, dass die B-Zahlen $x^2 - m$ für $x \in [1 \dots (m-1)]$ einigermaßen gleichverteilt sind, was so nicht stimmt, denn in der Nähe von $x = \sqrt{m}$ ist $x^2 - m$ betragsmäßig klein und eher mit B-Zahlen zu rechnen. Aber das wirkt sich eher günstig auf die Laufzeit von `getQSFactor` gegenüber unserer Annahme aus.

Wir beschränken uns auf die Betrachtung des Falls, dass $m = q_1 \cdot \ldots \cdot q_t$ in paarweise verschiedene Primfaktoren zerfällt. Sei p_h der größte Primfaktor aus B und $r \in \mathbb{N}$ so gewählt, dass $p_h^{2r} \le m$ gilt. Sei S die Menge der in (2) „nützlichen“ Zahlen, also

$$S = \left\{x \in \mathbb{N} \,:\, 1 \le x < m \text{ und } x^2 \pmod m \text{ ist eine B-Zahl}\right\}.$$

Wegen $k = \frac{\phi(m)}{|S|} < \frac{m}{|S|}$ wollen wir $|S|$ nach unten abschätzen.

Für $a \in \mathbb{Z}_m^*$ sei $\chi_i(a) = \left(\frac{a}{q_i}\right) \in \{+1, -1\}$ und $\chi(a) = (\chi_i(a))_{i=1,\dots,t} \in \{+1,-1\}^t = G$. $\chi_i(a)$ gibt an, ob $a \pmod{q_i}$ quadratischer Rest ist oder nicht, und $\chi(a)$ fasst diese Informationen in einem Vektor zur *QR-Signatur* von a zusammen.

$\chi : \mathbb{Z}_m^* \to G$ ist ein Gruppenhomomorphismus und nach dem Chinesischen Restklassensatz besteht $Q = Ker(\chi)$ genau aus den quadratischen Resten in $\mathbb{Z}_m^*$. Aus demselben Grund gibt es zu jedem $a \in Q$ genau 2^t Restklassen $b \in \mathbb{Z}_m^*$ mit $b^2 \equiv a \pmod m$.

Sei nun für $s \le 2r$

$$B_s = \left\{ a = \prod_{p \in B} p^{e_p} \,:\, \sum_{p \in B} e_p = s \right\}$$

die Menge aller B-Zahlen, die in genau s Faktoren zerfallen. Wegen $\gcd(p, m) = 1$ für $p \in B$ und $p_h^{2r} < m$ ist $B_s \subseteq \mathbb{Z}_m^*$.

Betrachten wir weiter für $g \in G$ die Menge $U_g = B_r \cap \chi^{-1}(g)$ der Elemente aus B_r mit vorgegebener QR-Signatur und die Multiplikationsabbildung $\mu : \mathbb{Z}_m^* \times \mathbb{Z}_m^* \to \mathbb{Z}_m^*$ via $\mu(b, c) = b \cdot c \pmod m$. Da $g^2 = e$ für alle Elemente $g \in G$ gilt, bildet μ die Mengen $U_g \times U_g$ in $B_{2r} \cap Q$ ab. Sei also

$$V = \mu\left(\bigcup_{g \in G} (U_g \times U_g)\right) \subseteq B_{2r} \cap Q\,.$$

Jedes $a \in B_{2r} \cap Q$ hat genau 2^t Quadratwurzeln in $\mathbb{Z}_m^*$ und diese liegen alle in S. Damit gilt

$$|S| \geq 2^t \, |B_{2r} \cap Q| \geq 2^t \, |V| \, .$$

Zur Abschätzung von $|V|$ untersuchen wir, wie viele $(b, c) \in \bigcup_{g \in G} U_g \times U_g$ auf dasselbe $a \in V$ abgebildet werden. Wegen $b\,c \equiv a \pmod m$ und $b\,c < m, a < m$ gilt sogar $b\,c = a$. Die gesuchte Anzahl ist gleich der Zahl der möglichen Zerlegungen der $2r$ Primfaktoren von a in zwei Gruppen von jeweils r Primfaktoren, also höchstens $\binom{2r}{r}$:

$$\binom{2r}{r} |V| \geq \sum_{g \in G} |U_g|^2 \, .$$

Die Cauchy-Schwarzsche Ungleichung ergibt mit $|G| = 2^t$

$$2^t \left(\sum_{g \in G} |U_g|^2 \right) = \left(1^2 + \cdots + 1^2\right) \left(\sum_{g \in G} |U_g|^2 \right) \geq \left(\sum_{g \in G} 1 \cdot |U_g| \right)^2 = |B_r|^2$$

Mit $|B_r| = \binom{h+r-1}{r} \geq \frac{h^r}{r!}$ ergibt sich schließlich

$$|S| \geq 2^t \, |V| \geq \left(\frac{h^r}{r!} \right)^2 \frac{(r!)^2}{(2r)!} = \frac{h^{2r}}{(2r)!}$$

und damit für die durchschnittliche Anzahl k der Durchläufe von (2) pro B-Zahl

$$k \leq \frac{m}{|S|} \leq \frac{m\,(2r)!}{h^{2r}} < m \left(\frac{2r}{h} \right)^{2r} \, .$$

Fixieren wir nun r, so sichert die Wahl $b = m^{1/(2r)}$, dass $p_h^{2r} \leq b^{2r} = m$ gilt. Mit $h \geq \frac{b}{\ln(b)}$ nach dem Primzahlverteilungssatz und $l = \ln(m) = 2r \, \ln(b)$ ergibt sich

$$k \leq m \left(\frac{2r \, \ln(b)}{b} \right)^{2r} = m \left(\frac{l}{b} \right)^{2r} = l^{2r} \, .$$

Wir wählen nun r so, dass b und k etwa die gleiche Größenordnung haben. Aus

$$\ln(b) = \frac{l}{2r} \quad \text{und} \quad \ln(k) \approx \ln(l^{2r}) = 2r \, \ln(l)$$

erhalten wir

$$r = \frac{1}{2} \sqrt{\frac{l}{\ln(l)}}, \quad \ln(b) = \frac{l}{2\,r} = \sqrt{l \cdot \ln(l)}$$

und damit $b = e^{\sqrt{l \ln(l)}}$. Eine genauere Analyse zeigt, dass die Werte

$$r = \sqrt{\frac{l}{\ln(l)}}, \; \ln(b) = \frac{1}{2} \sqrt{l \cdot \ln(l)}, \; \ln(k) = 2 \sqrt{l \cdot \ln(l)}$$

noch angemessener sind.

Dies begründet zugleich, warum $x^2 - m$ stets der kleinste symmetrische Rest modulo m ist: Es werden nur $h \cdot k \sim e^{2\sqrt{l \ln(l)}} \ll \sqrt{m} = e^{\frac{1}{2} l}$ solche Werte überhaupt durchlaufen.

Damit bekommen wir folgenden QS-Faktorisierungsalgorithmus

```
splitQSFactor(m):= getQSFactor(m,floor(exp(sqrt(log(m)*log(log(m))))/2));

QSFactor(m):=FactorA(m,splitQSFactor);
```

Mit $l = \ln(m)$ und $b = e^{\sqrt{l\ln(l)}}$ erhalten wir als Laufzeit für diese Variante des quadratischen Siebs

$$C_{\mathrm{QSFactor}}(m) \in \widetilde{O}\left(e^{3\sqrt{l\ln(l)}}\right),$$

also bereits subexponentielle Laufzeit. Allerdings kommen diese Vorteile für kleine Zahlen von etwa 20 Stellen noch nicht zum Tragen. Der Flaschenhals der Implementierung ist die Bestimmung einer Basis des Nullraums N. Da die Matrix M dünn besetzt ist, können hierfür spezielle Verfahren (Wiedemann-Algorithmus) angewendet werden, die nur eine Laufzeit $O(h^2)$ haben. Außerdem ist eine spezielle Implementierung angezeigt, welche die Laufzeitvorteile der Rechnungen über $\mathbb{Z}_2$ ausnutzt.

5.7 Pollards $(p-1)$-Methode

Dieser bereits früher von Pollard vorgeschlagene Algorithmus beruht wieder auf dem kleinen Satz von Fermat. Ist p ein Primteiler von m und $a \in \mathbb{Z}_p^*$, so gilt $a^{p-1} \equiv 1 \pmod p$ und somit $p \,|\, \gcd(a^{p-1}-1, m)$. Ist q ein anderer Primteiler von m, so ist es sehr unwahrscheinlich, dass $a^{p-1} \equiv 1 \pmod q$ gilt (anderenfalls müsste $p-1$ ein Vielfaches der Ordnung von $a \in \mathbb{Z}_q^*$ sein). Dann ist aber $\gcd(a^{p-1}-1, m)$ ein echter Teiler von m.

Dasselbe Argument funktioniert nicht nur für $p-1$, sondern für jedes Vielfache der Ordnung $o = \mathrm{ord}(a \in \mathbb{Z}_p^*)$: $p \,|\, \gcd(a^{co}-1, m)$ und $\gcd(a^{co}-1, m)$ ist mit großer Wahrscheinlichkeit ein echter Teiler von m. Allerdings kennen wir weder p noch o.

Der Kern dieser Idee ist die folgende Beobachtung: Ist $\pi : \mathbb{Z}_m^* \to \mathbb{Z}_p^*$ die natürliche Abbildung, so ist für $z \in \mathbb{Z}_m^*$ die Ordnung $o = \mathrm{ord}(\pi(z) \in \mathbb{Z}_p^*)$ ein (im Allgemeinen echter) Teiler der Ordnung $\mathrm{ord}(z \in \mathbb{Z}_m^*)$. Also wird man beim Scannen von Elementen z^k auf solche stoßen, für welche $\pi(z^k) = 1$, aber $z^k \neq 1$ ist. Aus einem solchen Element lassen sich Rückschlüsse auf Faktoren von m gewinnen.

Diese Idee lässt sich auf andere Gruppen G übertragen, für welche es „modulare“ Varianten G_m und eine Abbildung $\pi : G_m \to G_p$ gibt und ist z. B. die Grundlage für die Faktorisierungsalgorithmen auf der Basis elliptischer Kurven.

Praktisch bestimmen wir $\gcd(a^{k!}-1, m)$ für wachsende k, wobei wir natürlich $a^{k!}-1 \pmod m$ berechnen. Ist k wenigstens so groß wie der größte Primteiler von o, dann ist $k!$ ein Vielfaches von o und $p \,|\, \gcd(a^{k!}-1, m)$.

```
splitPollardpm1Factor(m):=block([a,g:1,i,k],
  for i:1 thru 100 while (g=1) do ( /* maximal 100 Versuche */
    a:random(m),
    for k:1 thru 10^5 while (g=1) do (a:power_mod(a,k,m), g:gcd(a-1,m)),
    if g=m then g:1 /* Es war bereits a ≡ 1 (mod m). */
  ),
  if (g>1) then return(g),
  error("Faktorisierung von",m,"fehlgeschlagen")
);
```

```
pollardpm1Factor(m):=FactorA(m,splitPollardpm1Factor);
```

Ein Resultat der Zahlentheorie besagt, dass der größte Primteiler einer Zahl o im Durchschnitt die Größe o^α mit $\alpha = 1 - 1/e \sim 0.632$ hat. Ist also r wieder der kleinste Primfaktor von m, so wird im Durchschnitt nach höchstens $k \sim r^{0.6}$ Durchläufen die innere Schleife mit einem nicht trivialen gcd verlassen. Die Pollardsche $(p-1)$-Methode ist also ein Faktorisierungsverfahren erster Art, das mit einer Laufzeit von $\widetilde{O}(r^{0.6})$ nur knapp schlechter als die Pollarsche Rho-Methode ist.

Das wird auch durch praktische Experimente bestätigt. In der folgenden Tabelle sind die Laufzeiten für beide Verfahren und die zerlegbare Mersenne-Zahlen $M_p = 2^p - 1$ unter MAXIMA 5.20 zusammengestellt (t_1 = `pollardpm1Factor`, t_2 = `pollardRhoFactor`, Zeitangaben in ms.).

p	11	23	29	37	41	43	47	53	59	67	71	73	79	83	97
t_1	0	0	0	0	10	0	0	0	10	40	150	10	1310	0	0
t_2	0	0	0	0	30	0	0	20	40	2460	60	170	1470	0	20

Für noch größere Zahlen erweist sich `pollardRhoFactor` schnell als leistungsfähiger. Damit lassen sich bis zu 20-stellige Zahlen sicher faktorisieren.

5.8 Faktorisierung ganzer Zahlen in den großen CAS

Zum Faktorisieren sehr großer Zahlen sind nicht nur gute Faktorisierungsalgorithmen erforderlich, sondern auch eine leistungsfähige Langzahlarithmetik und sehr hohe Rechenleistungen, die nur in verteilten Anwendungen zur Verfügung stehen. Mit den großen Faktorisierungsprojekten wie etwa dem Cunningham-Projekt[3] oder GIMPS, dem *Great Internet Mersenne Prime Search*[4], haben wir es also – für das symbolische Rechnen nicht ungewöhnlich – mit Anwendungen zu tun, mit denen die Leistungsfähigkeit nicht nur moderner Rechentechnik, sondern auch moderner Informatikkonzepte aus verschiedenen Gebieten einem nicht trivialen Test unterzogen werden können.

Für Standard-Anwendungen reicht es dagegen meist aus, auf Faktorisierungsverfahren wie etwa das Pollardsche Rho-Verfahren oder Verfahren der ersten Art mit subexponentieller Laufzeit zurückzugreifen. Dabei wird vor allem die von Brillhard und Morrison 1975 vorgeschlagene Kettenbruchmethode eingesetzt, welche die Idee des quadratischen Siebs mit der Eigenschaft von periodischen Kettenbrüchen verbindet, besonders gute rationale Näherungen für Quadratwurzeln zu liefern. In praktischen Anwendungen lohnt es sich, in kniffligen Fällen auch verschiedene Verfahren zu probieren, da sich die Laufzeiten für einzelne Beispiele sehr unterscheiden können.

In den gängigen CAS stehen standardmäßig gut getunte klassische Verfahren zur Verfügung. Modernere Verfahren sind oft über spezielle Pakete zugänglich, die von einschlägigen Experten für Forschungszwecke erstellt wurden und der Allgemeinheit über die entsprechenden Verteiler zur Verfügung stehen.

So lesen wir etwa in der MAPLE-Dokumentation von `ifactor(n)` bzw. `ifactor(n,method)`:

[3] `http://www.cerias.purdue.edu/homes/ssw/cun`

[4] `http://www.mersenne.org`

> If a second parameter is specified, the named method will be used when the front-end code fails to achieve the factorization. By default, the Morrison-Brillhart algorithm is used as the base method. Currently accepted names are:
>
> 'squfof' – D. Shanks' undocumented square-free factorization;
> 'pollard' – J.M. Pollard's rho method;
> 'lenstra' – Lenstra's elliptic curve method; and
> 'easy' – which does no further work.
>
> If the 'easy' option is chosen, the result of the ifactor call will be a product of the factors that were easy to compute, and a name `_c.m._.n` indicating an m-digit composite number that was not factored where the n is an integer which preserves (but does not imply) the uniqueness of this composite.
>
> The Pollard base method `ifactor(n,pollard,k)` accepts an additional optional integer, which increases the efficiency of the method when one of the factors is of the form $k \cdot m + 1$.

`ifactor` in MuPAD identifiziert ebenfalls zunächst die Primteiler aus einer vorberechneten Liste der Primzahlen $< 10^6$. Anschließend wird die elliptische Kurvenmethode benutzt, eines der Verfahren, das wie Pollards $(p-1)$-Methode funktioniert, aber eine andere Gruppe verwendet.

In der Mathematica-Referenz heißt es[5]

> `FactorInteger` switches between trial division, Pollard $(p-1)$, Pollard rho, elliptic curve, and quadratic sieve algorithms.

Im Maxima-Handbuch heißt es über die Funktion `ifactors`

> Factorization methods used are trial divisions by primes up to 9973, Pollard's rho method and elliptic curve method.

4 Der AKS-Primzahltest – ein Primtestverfahren in Polynomialzeit

Moderne Primtestverfahren verwenden auch andere Gruppen als $\mathbb{Z}_m^*$ zum Test, insbesondere solche, die mit elliptischen Kurven verbunden sind. Bis vor Kurzem kannte man noch keinen sicheren Primzahltest mit garantiert polynomialem Laufzeitverhalten.

Anfang August 2002 verbreitete sich in der Primzahltest-Gemeinde die Nachricht wie ein Lauffeuer, dass einige bis dahin unbekannte Inder einen deterministischen Primzahltest mit polynomialer Laufzeit entdeckt hätten, siehe [1]. Die Anerkennung und Beweisglättung durch führende Experten folgte im Laufe einer Woche, so dass damit eines der großen Probleme der Komplexitätstheorie eine Lösung gefunden hat. Der Beweis erschien, nach einem entsprechenden ausführlichen Gutachterprozess, zwei Jahre später in den renommierten „Annalen der Mathematik“, siehe [2].

[5] `http://reference.wolfram.com/mathematica/tutorial/SomeNotesOnInternalImplementation.html`

Die Entdecker dieses Beweises sind Manindra **A**grawal, Professor am Indian Institute of Technology in Kanpur seit 1996 sowie Neeraj **K**ayal und Nitin **S**axena, zwei Studenten und Mitglieder der indischen Mannschaft bei der Internationalen Mathematik-Olympiade 1997.

Besonders erstaunlich ist die Tatsache, dass – etwa im Gegensatz zum Beweis des „großen Fermat“ – der Beweis nur relativ einfache algebraische Argumente verwendet und gut auch von Mathematikern mit „durchschnittlichen“ Kenntnissen der Zahlentheorie nachvollzogen werden kann. Meine Ausführungen folgen dem Aufsatz [4] von Folkman Bornemann in den DMV-Mitteilungen.

Im Folgenden sei n eine Zahl, deren Primzahleigenschaft zu untersuchen ist, und $m = \log_2(n)$ deren Bitlänge.

Der AKS-Test nutzt Rechnungen in endlichen Körpern $GF(p^k)$ mit $k > 1$ und geht von folgender Charakterisierung von Primzahlen aus:

Satz 26 *Sei $n \in \mathbb{N}, a \in \mathbb{Z}_n^*$. Dann gilt die Gleichung*

$$(x + a)^n = x^n + a \pmod{n} \tag{AKS-1}$$

genau dann, wenn n eine Primzahl ist.

Dieser Satz verallgemeinert den kleinen Satz von Fermat ($x = 0$).

Beweis: Es gilt $\binom{n}{k} \equiv 0 \pmod{n}$, wenn n eine Primzahl und $0 < k < n$ ist. Beweis der Umkehrung in einer Übungsaufgabe. □

Die linke Seite von (AKS-1) enthält in expandierter Form etwa $n = 2^m$ Terme, ist also bereits als Datenstruktur exponentiell. Wir führen deshalb eine weitere Reduktion $\pmod{f(x)}$ mit einem (monischen) Polynom $f(x) \in \mathbb{Z}_n[x]$ vom Grad $\deg(f(x)) = d$ aus, rechnen also in $R = \mathbb{Z}_n[x]/(f(x))$.

Für primes n und irreduzibles $f(x)$ ist das gerade der endliche Körper $GF(n^d)$.

Rechnen in endlichen Körpern

$K = Z_p[x]/(f(x))$ ist ein endlicher Körper $\Leftrightarrow$ $f(x)$ ist irreduzibel in $Z_p[x]$.

Rechnen in solchen endlichen Körpern: $f = x^d - r(x),\ \deg(r) < d$, beschreibt eine algebraische Ersetzungsregel $x^d \to r(x)$. Dann ist

$$K \longrightarrow \mathbb{Z}_p^d \qquad \text{mit } \sum_{i=0}^{d-1} a_i x^i \mapsto (a_{d-1}, \ldots, a_0)$$

ein $\mathbb{Z}_p$-Vektorraumisomorphismus und jedes Element aus K kann als d-Vektor mit Einträgen aus $\mathbb{Z}_p$ dargestellt werden. K enthält also genau $q = p^d$ Elemente. Addition erfolgt komponentenweise, Multiplikation wie bei klassischen Polynomen mit nachfolgender Anwendung der Ersetzungsregel für Potenzen $x^k, k \geq d$.

Beispiel: $p = 2, f = x^3 + x + 1$. Der Körper ist $K = \mathbb{Z}_2(\alpha)$, wobei α ein algebraisches Element mit dem charakteristischen Polynom $\alpha^3 + \alpha + 1 = 0$ ist, welches der algebraischen Ersetzungsrelation $\alpha^3 \mapsto \alpha + 1$ über $\mathbb{Z}_2$ entspricht.

Die $q = 2^3 = 8$ Elemente dieses Körpers lassen sich als $a_2\,\alpha^2 + a_1\,\alpha + a_0$ mit $a_i \in \mathbb{Z}_2$ oder aber als Bitvektoren (a_2, a_1, a_0) darstellen. Außerdem ist K^* zyklisch, denn α erzeugt diese Gruppe:

$$\begin{aligned} 0 &= (000) \\ 1 &= (001) = \alpha^0 \\ \alpha &= (010) = \alpha^1 \\ \alpha + 1 &= (011) = \alpha^3 \\ \alpha^2 &= (100) = \alpha^2 \\ \alpha^2 + 1 &= (101) = \alpha^6 \\ \alpha^2 + \alpha &= (110) = \alpha^4 \\ \alpha^2 + \alpha + 1 &= (111) = \alpha^5 \end{aligned}$$

Es gilt also $\alpha^{q-1} = \alpha^7 = 1$ und damit $x^q = x$ für alle $x \in K$.

Satz 27 (Struktursatz über endliche Körper) *Sei K ein endlicher Körper. Dann gilt*

1. *Die Charakteristik $char(K) = p$ ist eine Primzahl und K damit eine endliche Erweiterung des Körpers $\mathbb{Z}_p$.*
2. *Es existiert eine Zahl $d > 0$, so dass K genau $q = p^d$ Elemente hat.*
3. *Die Gruppe K^* ist zyklisch. Ein erzeugendes Element dieser Gruppe bezeichnet man auch als* primitive Wurzel *von K.*

   Ein Element $a \in K^*$ ist genau dann eine primitive Wurzel, wenn $a^{\frac{q-1}{d}} \neq 1$ für alle Primteiler $d\,|\,(q-1)$ gilt.
4. *Aus $a^{q-1} = 1$ folgt, dass die Elemente von K genau die Nullstellen des Polynoms $x^q - x$ sind. Dieses Polynom kann über K also in Linearfaktoren $x^q - x = \prod_{a\in K}(x-a)$ zerlegt werden.*

Für jedes Paar (p, d) gibt es damit bis auf Isomorphie genau einen Körper mit p^d Elementen. Diesen bezeichnet man als Galois-Körper *$GF(p^d)$.*

Besonders einfach wird die Rechnung für $f(x) = x^r - 1$.
Es gilt

$$n \text{ ist prim} \Rightarrow (x+a)^n \equiv x^n + a \pmod{(x^r - 1, n)}.$$

Gefragt sind Werte (r, a), für welche die Umkehrung dieser Aussage richtig ist.

Satz 28 (Der Satz von [AKS], 14.08.2002)
Für $n \in \mathbb{N}$ sei r und ein Teiler $q\,|\,r-1$ so gewählt, dass

$$\gcd(n, r) = 1 \quad \textit{und} \quad n^{(r-1)/q} \not\equiv 1 \pmod{r} \tag{AKS-2}$$

gilt.

Sei weiter S eine genügend große Menge von Restklassen aus $\mathbb{Z}_n$ mit $\gcd(n, a - a') = 1$ *für alle $a, a' \in S$. Genügend groß bedeutet dabei ($s = |S|$)*

$$\binom{q+s-1}{s} \geq n^{2\lfloor\sqrt{r}\rfloor}\,.$$

Gilt dann

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

für alle $a \in S$, so ist n eine Primzahlpotenz.

Der Beweis dieses Satzes erfolgt weiter unten. Wir diskutieren zunächst seine Konsequenzen. Sei dazu wieder $m = \log_2(n)$ die Bitlänge der zu untersuchenden Zahl und damit $n = 2^m$.
Nehmen wir an, wir finden

$$\begin{array}{l}\text{ein } r \text{ mit einem großen Teiler } q \,|\, r-1, \text{ so dass}\\ \text{(AKS-2) und } q \geq 2\,s \text{ mit } s = 2\sqrt{r}\cdot m \text{ gilt.}\end{array} \qquad \text{(AKS-3)}$$

Dann ist $S = \{1, \ldots, s\}$ eine Menge wie im Satz von [AKS] gefordert, denn es gilt

$$\binom{q+s-1}{s} \geq \left(\frac{q}{s}\right)^s \geq 2^{2\sqrt{r}\cdot m} = n^{2\sqrt{r}}\,.$$

Damit ergibt sich der folgende **AKS-Primtest-Algorithmus**

1. Wenn n echte Primzahlpotenz $\Rightarrow$ `return false`
2. Wähle ein geeignetes r und setze $s = 2\sqrt{r}\cdot m$.
3. Für $a \in \{1, \ldots, s\}$ prüfe
   (a) Ist $\gcd(a, n) > 1$? $\Rightarrow$ `return false`
   (b) Ist $(x+a)^n \not\equiv x^n + a \pmod{(x^r - 1, n)}$? $\Rightarrow$ `return false`
4. `return true`

Kosten

Schritt 1 kann mit Newton-Iteration in polynomialer Laufzeit erledigt werden: $n = a^k$ bedeutet $a = n^{1/k}$. Für fixiertes k kann $n^{1/k}$ näherungsweise ausgerechnet und für die beiden nächstgelegenen ganzen Zahlen a die Beziehung $n = a^k$ geprüft werden. Die Zahl der in Frage kommenden Exponenten ist durch $k < \log_2(n) = m$ höchstens linear in m.

Die größten Kosten verursacht Schritt 3 b. Binäres Potenzieren führt die Berechnung der linken Seite auf $O(m)$ Multiplikationen in $R = \mathbb{Z}_n[x]/(x^r - 1)$ zurück. Eine solche Multiplikation ist bei schneller FFT-Arithmetik für das Rechnen mit Polynomen bis auf logarithmische Faktoren vergleichbar dem Rechnen mit $\mathbb{Z}_n$-Vektoren der Länge r, also $\widetilde{O}(r\,s\,m^2)$.

Die **Gesamtkosten** des AKS-Primtest-Algorithmus für fixiertes r betragen bei obiger Wahl von s also gerade $\widetilde{O}(r^{3/2}\,m^4)$.

Wir können den AKS-Primtest-Algorithmus auch mit Zahlen r ausführen, für welche (AKS-2) nicht gesichert ist. Auch in diesem Fall ist beim Ausstieg nach (3a) und (3b) die Zahl n

garantiert zusammengesetzt, denn sie verhält sich nicht wie eine Primzahl. Eine solche Zahl r bezeichnen wir deshalb als *AKS-Zeugen.*

Allein wenn die Tests (3a) und (3b) passiert werden, kann – wie bei den anderen probabilistischen Primtestverfahren – keine garantierte Antwort gegeben werden.

Probieren wir auf diese Weise k verschiedene Werte $1 \le r \le k$ durch, so betragen die Gesamtkosten $\widetilde{O}(k\, r^{3/2}\, m^4)$.

Satz 29 *Unter den ersten $k \sim O(m^6)$ Zahlen r findet sich eine, die (AKS-3) erfüllt.*

Beweis: Dazu wird ein Ergebnis der analytischen Zahlentheorie[6] über die Dichte von Primzahlen r mit großem Faktor von $r-1$ verwendet. Diese sind für große x genauso so häufig wie Primzahlen. Genauer, für

$$P(x) = \left\{ r \le x \ : \ \exists\, q \ (q, r \text{ prim}) \wedge (q \,|\, r-1) \wedge (q > x^{2/3}) \right\}$$

gilt

$$|P(x)| \gtrsim \pi(x) \sim \frac{x}{\log(x)}\,.$$

Wegen

$$2\,s = 4\,\sqrt{r}\,m \sim x^{1/2} \ll x^{2/3} < q$$

ist die Bedingung $q > 2\,s$ für genügend große x erfüllt. Für (AKS-2) müssen wir noch solche r ausschließen, für die $n^k - 1$ mit $k = \frac{r-1}{q}$ durch r teilbar ist.

Wegen $q > x^{2/3}$ ist $\frac{r-1}{q} < x^{1/3}$. Wir fordern stärker, dass $n^k - 1$ für kein $k < x^{1/3}$ durch r teilbar ist.

$n^k - 1$ hat bei festem k höchstens $O(k \cdot m)$ Primteiler ($k \cdot m$ ist die Bitlänge von n^k). Die Vereinigung der Mengen der Primteiler von $n^k - 1$ mit $k = 1, \ldots, x^{1/3}$ enthält also höchstens

$$O\left(\sum_{k=1}^{x^{1/3}} k\,m\right) = O\left(x^{2/3}\,m\right)$$

Elemente. Vermeiden wir diese Zahlen bei der Wahl von r, so ist $n^k - 1$ mit $k = \frac{r-1}{q}$ garantiert nicht durch r teilbar (obwohl wir den Teiler q nicht explizit kennen).

Es reicht also, x so groß zu wählen, dass $x^{2/3}\,m \lesssim \dfrac{x}{m}$, also $x \gtrsim m^6$ gilt, um ein r mit der geforderten zusätzlichen Teilbarkeitseigenschaft zu finden. □

Dieses r müsste im Falle einer zusammengesetzten Zahl n ein AKS-Zeuge sein. Wenn wir den AKS-Primtest-Algorithmus also für alle $r \le k$ ausführen und bis $k \sim O(m^6)$ keinen AKS-Zeugen gefunden haben, so ist n *garantiert prim.* Die Laufzeit dieses Algorithmus beträgt $\widetilde{O}(m^6\ \left(m^6\right)^{3/2}\ m^4) = \widetilde{O}(m^{19})$, ist also polynomial in der Bitlänge $m = \log_2(n)$.

[6] Dies ist die einzige wirklich nicht triviale Stelle im AKS-Beweis.

Kreisteilungspolynome und endliche Körper

Im Beweis des Satzes von [AKS] spielen endliche Körpererweiterungen $K/\mathbb{Z}_p$ eine wichtige Rolle. Nach dem Struktursatz gilt $K = GF(q)$ für ein $q = p^k$ und alle $a \in K$ sind Nullstellen des Polynoms $x^q - x$. K lässt sich also als $K = \mathbb{Z}_p[x]/(f(x))$ darstellen, wobei das definierende Polynom $f(x)$ ein irreduzibler Teiler von $x^{q-1} - 1$ ist.

Wir betrachten zunächst die Faktorzerlegung von $x^r - 1$ in $\mathbb{Z}[x]$. Gilt $d \,|\, r$, so gilt auch $x^d - 1 \,|\, x^r - 1$. Die Faktorzerlegung von $x^d - 1$ ist folglich in der Faktorzerlegung von $x^r - 1$ enthalten.

Für $r = 15$ etwa gilt

$$\begin{aligned} x^{15} - 1 &= \Phi_1(x)\Phi_3(x)\Phi_5(x)\Phi_{15}(x) \\ x^5 - 1 &= \Phi_1(x)\Phi_5(x) \\ x^3 - 1 &= \Phi_1(x)\Phi_3(x) \\ x - 1 &= \Phi_1(x) \end{aligned}$$

mit

$$\begin{aligned} \Phi_1(x) &= x - 1 \\ \Phi_3(x) &= x^2 + x + 1 \\ \Phi_5(x) &= x^4 + x^3 + x^2 + x + 1 \\ \Phi_{15}(x) &= \frac{x^{15} - 1}{\Phi_1(x)\Phi_3(x)\Phi_5(x)} = x^8 - x^7 + x^5 - x^4 + x^3 - x + 1 \end{aligned}$$

Analog lässt sich zu jedem $r > 0$ ein Polynom $\Phi_r(x) \in \mathbb{Z}[x]$ vom Grad $\phi(r)$ konstruieren, so dass

$$(x^r - 1) = \prod_{c|r} \Phi_c(x) \tag{KTP-1}$$

gilt. Das Polynom $\Phi_r(x)$ bezeichnet man als *r-tes Kreisteilungspolynom*. Es ist irreduzibel über $\mathbb{Z}$, womit (KTP-1) bereits die Faktorzerlegung von $x^r - 1$ in irreduzible Faktoren über $\mathbb{Z}$ angibt. Ist $\zeta \in \mathbb{C}$ eine primitive r-te Einheitswurzel, so ergibt sich dieses Polynom als

$$\Phi_r(x) = \prod_{c \in \mathbb{Z}_r^*} (x - \zeta^c)\,.$$

In MuPAD können diese Polynome mit `polylib::cyclotomic` konstruiert werden.

Alle Faktorzerlegungen in $\mathbb{Z}[x]$ induzieren Faktorzerlegungen in $\mathbb{Z}_p[x]$. Allerdings bleiben Polynome, die irreduzibel über $\mathbb{Z}$ sind, dabei nicht unbedingt irreduzibel:

$$\begin{aligned} \Phi_{15}(x) &= x^8 - x^7 + x^5 - x^4 + x^3 - x + 1 \equiv (x^4 + x + 1)(x^4 + x^3 + 1) \pmod 2 \\ \Phi_7(x) &= (x^6 + \ldots + 1) \equiv (x^3 + x^2 + 1)(x^3 + x + 1) \pmod 2\,. \end{aligned}$$

Genauer gilt

Satz 30 *Ist p eine zu r teilerfremde Primzahl, so lässt sich $\Phi_r(x) \pmod p$ zerlegen als*

$$\Phi_r(x) \equiv h_1(x) \cdot \ldots \cdot h_s(x) \pmod p$$

mit irreduziblen Polynomen $h_i(x)$, die alle denselben Grad $\deg h_i = d = ord(p \in \mathbb{Z}_r^*)$ *haben. Ist a ein erzeugendes Element des Zerfällungskörpers K von $\Phi_r(x)$ über $\mathbb{Z}_p$, so ergeben sich diese Polynome als*

$$h_i(x) = \prod_{k=0}^{d-1} (x - a^{c_i\, p^k})$$

für geeignete $c_i \in \mathbb{Z}_r^*$, so dass die Mengen $\{c_i\, p^k,\, k = 0, \ldots, d-1\}$ für $i = 1, \ldots, s$ eine Partition der Menge der primen Restklassen $\mathbb{Z}_r^*$ ergeben.

Beispiel: $K = GF(2^6 = 64)$. Das charakteristische Polynom eines erzeugenden Elements $\alpha \in K$ ist ein über $\mathbb{Z}_2$ irreduzibler Faktor von

$$\Phi_{63}(x) = 1 - x^3 + x^9 - x^{12} + x^{18} - x^{24} + x^{27} - x^{33} + x^{36}\,,$$

also eines der sechs Polynome $f_1, \ldots, f_6$, die MuPAD beim Faktorisieren berechnet:

```
f:=poly(polylib::cyclotomic(63,x), Dom::IntegerMod(2));
expr(factor(f));
```

$$\begin{aligned}&\left(x + x^6 + 1\right)\, \left(x^5 + x^6 + 1\right)\, \left(x + x^2 + x^5 + x^6 + 1\right)\\ &\qquad \left(x + x^3 + x^4 + x^6 + 1\right)\, \left(x + x^4 + x^5 + x^6 + 1\right)\, \left(x^2 + x^3 + x^5 + x^6 + 1\right)\end{aligned}$$

Die 36 primen Restklassen $\pmod{63}$ lassen sich mit $c_i \in \{1, 5, 11, 13, 15, 23\}$ in die sechs Mengen

$$\begin{aligned}u_1 &= [1, 2, 4, 8, 16, 32]\\ u_2 &= [5, 10, 20, 40, 17, 34]\\ u_3 &= [11, 22, 44, 25, 50, 37]\\ u_4 &= [13, 26, 52, 41, 19, 38]\\ u_5 &= [15, 30, 60, 57, 51, 39]\\ u_6 &= [23, 46, 29, 58, 53, 43]\end{aligned}$$

aufteilen. Nach obiger Formel ergibt sich dann etwa

$$h_1 = (x - a)\,(x - a^2)\,(x - a^4)\,(x - a^8)\,(x - a^{16})\,(x - a^{32})$$

Ist a die Nullstelle des ersten Polynoms, so erfüllt es die Ersetzungsregel $a^6 \to a{+}1$. Expandiert man dieses Polynom und führt die entsprechenden Ersetzungen $\pmod 2$ aus, so ergibt sich $h_1 = x^6 + x + 1$ und $h_5 = x^6 + x^5 + x^4 + x^2 + 1$. Beide Polynome haben also in der Tat Koeffizienten, die bereits in $\mathbb{Z}_2$ liegen.

Hier die Rechenvorschriften, um dies mit Mathematica nachzuprüfen. Mehrfaches Anwenden des Regelwerks (mit `//.`, der Infixform von `ReplaceRepeated`) auf das expandierte Polynom und nachfolgender Reduktion $\pmod 2$ führt zur Normalform von h_1. Die Koeffizienten des Ergebnispolynoms enthalten kein a mehr.

```
u1 = {1,2,4,8,16,32};
h1 = Times @@ (x - a^# & /@ u1);
rule = a^n_Integer /; n>5 →
    Expand[a^(n-6) (a+1)];

PolynomialMod[Expand[h1] //. rule, 2]
```

$$1 + x + x^6$$

Einfacher kann das in REDUCE angeschrieben werden, da hier Regeln automatisch als algebraische angewendet und Polynome automatisch in ihre distributive Normalform überführt werden.

```
setmod 2;
off modular;
u1:={1,2,4,8,16,32};
h1:=for each y in u1 product (x - a^y);
on modular;
h1 where a^6 => a+1;
```

In MUPAD (und ähnlich in AXIOM) kann direkt im Ring der `UP` der univariaten Polynome in x über der algebraischen Erweiterung $Z = \mathbb{Z}_2[a]/(a^6 + a + 1)$ gerechnet werden.

```
Z:=Dom::AlgebraicExtension(
    Dom::IntegerMod(2),a^6 + a + 1);
UP:=Dom::UnivariatePolynomial(x,Z);
UP(_mult(x - a^i$i in u1));
```

$$x^6 + x + 1$$

Beweis: Der Beweis des Satzes verwendet die *Frobeniusabbildung* $F : K \to K$, welche durch $F(a) = a^p$ definiert ist. Es handelt sich dabei um einen Ringhomomorphismus, denn es gilt nicht nur (trivialerweise) $F(a_1 \cdot a_2) = F(a_1) \cdot F(a_2)$, sondern auch $F(a_1 + a_2) = F(a_1) + F(a_2)$. In der Tat ist für $a_1, a_2 \in k$ stets $(a_1 + a_2)^p = a_1^p + a_2^p$, weil $\binom{p}{k} \equiv 0 \pmod p$ für $1 \le k \le p-1$ gilt.

Die Elemente $a \in K$, für welche $F(a) = a$, also $a^p = a$ gilt, sind genau die Nullstellen des Polynoms $x^p - x$, also die Elemente des Teilkörpers $\mathbb{Z}_p \subset K$. Ein Polynom $h(x) \in K[x]$ hat also Koeffizienten in $\mathbb{Z}_p$ genau dann, wenn die Koeffizenten unter F invariant sind. Das gilt aber offensichtlich für die h_i.

Andererseits gilt: Hat $f(x) \in \mathbb{Z}_p[x]$ eine Nullstelle $b \in K$, so ist auch $F(b) = b^p$ eine Nullstelle von f. Damit muss ein Faktor $h \in \mathbb{Z}_p[x]$ mit der Nullstelle a^c auch alle $a^{c\,p^k}$ als Nullstelle und damit eines der h_i als Faktor enthalten. □

Der Beweis des Satzes von [AKS]

Sei p ein Primfaktor von n mit $p^{(r-1)/q} \not\equiv 1 \pmod r$. Wegen $p^{(r-1)} \equiv 1 \pmod r$ ist $d = \mathrm{ord}(p \in \mathbb{Z}_r^*)$ ein Vielfaches von q, denn anderenfalls wären d und q teilerfremd und somit d auch ein Teiler von $(r-1)/q$.

Nach Voraussetzung gilt $(x + a)^n = x^n + a$ in $R = \mathbb{Z}_p[x]/(x^r - 1)$ für alle $a \in S$.

Die Substitution $x \mapsto x^t$ zeigt, dass dann auch

$$(x^t + a)^n = x^{n\,t} + a \quad \text{in } \mathbb{Z}_p[x]/(x^{r\,t} - 1)$$

und wegen $(x^r - 1)\,|(x^{r\,t} - 1)$ auch in R gilt. Mit Induktion nach i ergibt sich

$$(x + a)^t = x^t + a \quad \text{in } R \text{ für alle } t \in \{n^i, i \ge 0\}.$$

In $\mathbb{Z}_p[x]$ gilt generell $f(x^p) = f(x)^p$: Für $f(x) = \sum a_i x^i$ folgt

$$\Big(\sum a_i x^i\Big)^p = \sum a_i^p x^{i\,p} = \sum a_i x^{i\,p}$$

wegen $a^p = a$ in $\mathbb{Z}_p$. Damit gilt analog

$$(x + a)^t = x^t + a \quad \text{in } R \text{ für alle } t \in \{n^i p^j, i, j \ge 0\}.$$

Betrachten wir nun die $n^i p^j$ mit $0 \le i, j \le \lfloor\sqrt{r}\rfloor$ und nehmen an, dass verschiedene Paare (i, j) aus diesem Bereich auch verschiedene Zahlen liefern. Es gibt wenigstens $r + 1$ solche Paare und für jedes von ihnen gilt $n^i p^j < n^{2\lfloor\sqrt{r}\rfloor}$.

Nach dem Schubfachprinzip gibt es also $t = n^{i_1} p^{j_1} \neq u = n^{i_2} p^{j_2}$ mit $|t - u| < n^{2\lfloor\sqrt{r}\rfloor}$, $t \equiv u \pmod r$ und folglich $x^t = x^u$ in R. Damit gilt auch $(x + a)^t = (x + a)^u$ in R für alle $a \in S$.

R ist kein Körper, da $x^r - 1 \in \mathbb{Z}_p[x]$ nicht irreduzibel ist. Aus dem Satz über die Faktorzerlegung der Kreisteilungspolynome über $\mathbb{Z}_p$ wissen wir

$$x^r - 1 = (x - 1) \cdot h_1(x) \cdot \ldots \cdot h_s(x) \pmod p,$$

wobei $h_i(x) \in \mathbb{Z}_p[x]$ irreduzible Faktoren sind, die alle denselben Grad $d = ord(p \in \mathbb{Z}_r^*)$ haben, und $s = \frac{r-1}{d}$ gilt. d ist dasselbe wie oben, so dass $d \ge q \ge 2$ gilt.

Ist $h(x)$ einer dieser irreduziblen Faktoren, so können wir den Ring R durch den Körper $K = R/(h(x)) = \mathbb{Z}_p[x]/(h(x))$ ersetzen. Auch in K gilt $(x + a)^t = (x + a)^u$ für alle $a \in S$. Schließlich gilt aus Gradgründen $(x + a) \neq 0$ in K für jedes a.

Betrachten wir nun die Gruppe $G \subset K^*$, die von $\{x + a : a \in S\}$ erzeugt wird. Dann gilt $g^t = g^u$ für alle $g \in G$.

G hat wenigstens $\binom{q+s-1}{s} \ge n^{2\lfloor\sqrt{r}\rfloor} > |t-u|$ Elemente, denn die Produkte $\prod_{a\in S} (x + a)^{e_a}$ mit $\sum_{a\in S} e_a < q$ sind paarweise verschieden – sie sind verschieden in $\mathbb{Z}_p[x]$ und haben alle einen Grad $< q \le d = \deg(h(x))$ und die Zahl der Terme in s Variablen vom Grad $< q$ ist gerade gleich $\binom{q+s-1}{s}$.

Folglich hat das Polynom $Y^{|t-u|} - 1 \in K[Y]$ mehr als $|t - u|$ Nullstellen in K. Dieser Widerspruch zeigt: die Annahme, dass alle $n^i p^j$ mit $0 < i, j < \lfloor\sqrt{r}\rfloor$ paarweise verschieden sind, war falsch.

Also gibt es Paare $(i_1, j_1) \neq (i_2, j_2)$ mit $n^{i_1} p^{j_1} = n^{i_2} p^{j_2}$, womit auch $n = p^k$ mit $k = \dfrac{j_2 - j_1}{i_2 - i_1}$ gilt. □

Literatur

[1] M. Agrawal, N. Kayal, and N. Saxena. Primes is in p. Technical report, IIT Kanpur, `http://www.cse.iitk.ac.in/news/primality.html`, 2002. Preprint vom 6.8.2002.

[2] M. Agrawal, N. Kayal, and N. Saxena. Primes is in p. *Ann. Math.*, 160:781–793, 2004.

[3] J. Arndt and C. Haenel. π – *Algorithmen, Computer, Arithmetik.* Springer, Berlin, 2000.

[4] F. Bornemann. Primes is in p. Ein Durchbruch für „Jedermann“. *DMV-Mitteilungen*, 4-2002:14–21, 2002.

[5] D. Bressoud and S. Wagon. *A course in computational number theory.* Key College Publishing and Springer, New York, 2000.

[6] R. Crandall and C. Pomerance. *Prime Numbers – A Computational Perspective.* Springer, New York, 2001.

[7] D.E. Knuth. *The Art of Computer Programming.* Addison Wesley, 1991.

[8] E. Kunz. *Algebra.* Vieweg Verlag, Braunschweig/Wiesbaden, 1991.

[9] P. Ribenboim. *The New Book of Prime Number Records.* Springer, New York, 1996.

[10] H. Riesel. *Prime Numbers and Computer Methods for Factorization.* Birkhäuser, Basel, 1994.

[11] G. Tenenbaum. *The Prime Numbers and Their Distribution*, volume 6 of *AMS Student Mathematical Library.* Amer. Math. Soc., Boston, 2001.

Aufgaben

Zahlen der Form $2^p - 1, p \in \mathbb{P}$, heißen *Mersennesche Zahlen*, die Primzahlen unter ihnen *Mersennesche Primzahlen* M_i, wobei der Index i angibt, um die wievielte Mersennesche Primzahl es sich handelt. Es gilt

$$M_1 = 2^2 - 1 = 3,\ M_2 = 2^3 - 1 = 7,\ M_3 = 2^5 - 1 = 31,\ \ldots$$

Die größten heute bekannten Primzahlen sind von dieser Art.

1. Zeigen Sie: Ist $2^k - 1, k \in \mathbb{N}$, eine Primzahl, so ist bereits k eine Primzahl.
2. Bestimmen Sie die Mersenneschen Primzahlen $M_4, \ldots, M_{15}$.
3. Zeigen Sie, dass stets
$$\gcd(2^a - 1, 2^b - 1) = 2^{\gcd(a,b)} - 1$$
für $a, b \in \mathbb{N}$ gilt.

   Folglich sind die Mersenneschen Zahlen paarweise teilerfremd.

4.* Zeigen Sie, dass für einen Primteiler r von $2^p - 1$ stets $r \equiv 1 \pmod{p}$ gilt.

5. Zahlen der Form $F_n = 2^{2^n} + 1,\ n \geq 0$, bezeichnet man als *Fermatzahlen*. Für $1 \leq n \leq 5$ sind das Primzahlen.

   a) Zeigen Sie, dass $f(a) = 2^a + 1$ höchstens für eine Zweierpotenz $a = 2^n$ eine Primzahl sein kann.

   b) Zeigen Sie, dass die Zahlen $F_n,\ n \geq 0$, paarweise teilerfremd sind.

   c)* Zeigen Sie, dass für einen Teiler $r \mid F_n$ stets $r \equiv 1 \pmod{2^{n+1}}$ gilt.

6. Zeigen Sie mit einer Modifikation des Euklidschen Beweises, dass es unendlich viele Primzahlen $p \equiv 3 \pmod{4}$ gibt.
7. Bis heute kennt man noch keinen strengen Beweis dafür, dass es unendlich viele Primzahlzwillinge (p und $p + 2$ sind prim) bzw. unendlich viele Germain-Primzahlen (p und $2\,p + 1$ sind prim) gibt. Letztere spielten im 2002 gefundenen Beweis, dass es einen Primtestalgorithmus mit polynomialer Laufzeit gibt, eine Rolle.

   Gleichwohl zeigen numerische Experimente, dass es von beiden „relativ viele“ gibt. In der analytischen Zahlentheorie wird dazu das asymptotische Verhalten von Zählfunktionen wie

$$\begin{aligned} \pi(x) &= |\{p \leq x \mid p \text{ ist prim}\}| \\ t(x) &= |\{p \leq x \mid p \text{ und } p + 2 \text{ sind prim}\}| \\ g(x) &= |\{p \leq x \mid p \text{ und } 2\,p + 1 \text{ sind prim}\}| \end{aligned}$$

   untersucht, wobei $|\cdots|$ für die Anzahl der Elemente einer Menge steht. Für erste Vermutungen haben Zahlentheoretiker wie Gauss lange Listen von Primzahlen aufgestellt und ausgezählt. Dabei wurde festgestellt, dass die Funktionen $\frac{\pi(x)}{x}$, $\frac{t(x)}{x}$ und $\frac{g(x)}{x}$ in den

untersuchten Bereichen in erster Näherung wie $C \cdot \ln(x)^a$ für verschiedene Konstanten C und Exponenten a verlaufen.

Erstellen Sie mit einem Computeralgebrasystem geeignetes experimentelles Zahlenmaterial bis wenigstens 10^6, extrahieren Sie daraus durch Parameter-Fitting plausible Werte für C und a für die drei angegebenen zahlentheoretischen Funktionen und vergleichen Sie mit den theoretisch zu erwartenden Ergebnissen.

8. Bestimmen Sie die Darstellung von 10^{30} in den Zahlsystemen zur Basis $c = 5, 12, 13$ und 16 sowie den Wert der Ziffernfolge "1234...(c-1)" zur Basis $c = 3, 4, 5, 6$.

9. Verallgemeinern Sie das Ergebnis der letzten Teilaufgabe (Berechnung des Werts z der Ziffernfolge "1234...(c-1)" zur Basis c) auf beliebige Basen.

   Leiten Sie eine explizite Formel (ohne Summenzeichen) für $z = z(c)$ her und beweisen Sie diese.

10. Untersuchen Sie, wie groß die Wahrscheinlichkeit ist, dass bei der Multiplikation zweier `Digit`'s im Zahlsystem zur Basis β kein Übertrag auftritt.

    Zeigen Sie, dass dieser Wert die Ordnung $O\left(\frac{\log(\beta)}{\beta}\right)$ hat.

11. Zur schriftlichen Division $\texttt{divmod}(a, b)$ mit Ziffernraten: Zeigen Sie, dass es stets einen Skalierungsfaktor k gibt, der sich allein aus Kenntnis der ersten Ziffer von b berechnen lässt, so dass $k\,b$ mit einer Ziffer $\geq \left\lfloor \frac{\beta}{2} \right\rfloor$ beginnt.

12. Untersuchen Sie, für welche natürlichen Zahlen $m > 1$ die Eulersche ϕ-Funktion $\phi(m)$ einen ungeraden Wert hat.

13. Es gilt folgender Satz:

    Ist p eine Primzahl, so ist die Gruppe der primen Restklassen $\mathbb{Z}_p^*$ zyklisch.

    Überprüfen Sie diese Aussage für die ersten 20 Primzahlen, indem Sie jeweils eine Restklasse $[a]$ angeben, die $\mathbb{Z}_p^*$ erzeugt und nachweisen, dass $[a]$ diese Eigenschaft hat.

14. a) Berechnen Sie $\texttt{CRA}([[2, 11], [5, 13], [3, 19], [7, 23]])$ mit dem Chinesischen Restklassen-Algorithmus.

    b) Finden Sie eine Formel für die Berechnung der Restklasse $u = u(x, y, z) \pmod{1495}$ mit

    $$u \equiv x \pmod 5,\ u \equiv y \pmod{13},\ u \equiv z \pmod{23}\,.$$

15. Zeigen Sie:

    a) Das Gruppenelement $x = (x_1, \ldots, x_n) \in \mathbb{Z}_{m_1}^* \times \ldots \times \mathbb{Z}_{m_n}^*$ hat die Ordnung $\operatorname{ord}(x) = \operatorname{lcm}(\operatorname{ord}(x_1), \ldots, \operatorname{ord}(x_n))$.

    b) In einer abelschen Gruppe G gibt es zu vorgegebenen $a, b \in G$ stets ein $c \in G$ so dass $\operatorname{ord}(c) = \operatorname{lcm}(\operatorname{ord}(a), \operatorname{ord}(b))$ gilt. (Beachten Sie, dass die „einfache" Lösung $c = a \cdot b$ z. B. für $b = a^{-1}$ nicht funktioniert.)

c) Folgern Sie daraus, dass für alle $a \in G$ deren Ordnung $\operatorname{ord}(a)$ ein Teiler der Exponente $exp(G)$ der Gruppe G ist, d. h. dass

$$\exp(G) = \max\{\operatorname{ord}(a) \mid a \in G\} = \operatorname{lcm}\{\operatorname{ord}(a) \mid a \in G\}$$

gilt.

16. Untersuchen Sie die Wirksamkeit von `smallPrimesTest`. Bestimmen Sie dazu die Wahrscheinlichkeit, dass der Test für eine Zahl fehlschlägt, wenn die Testliste der Primzahlen $[2, 3, 5, 7]$ verwendet wird.

    Bestimmen Sie analog die Wahrscheinlichkeiten, wenn

    1. die Liste aller Primzahlen < 100,
    2. die Liste aller Primzahlen < 1000

    verwendet wird.

17. a) Zeigen Sie, dass Carmichael-Zahlen m stets quadratfrei sind und immer wenigstens 3 Primfaktoren haben. Führen Sie dazu die Annahmen $m = p^a \cdot q, a > 1$, und $m = p \cdot q$ jeweils zum Widerspruch.

    b) Zeigen Sie, dass $N = (6t + 1)(12t + 1)(18t + 1)$ eine Carmichaelzahl ist, wenn $6t + 1, 12t + 1$ und $18t + 1$ Primzahlen sind.

    c) Bestimmen Sie mit dieser Formel wenigstens 5 weitere Carmichaelzahlen und testen Sie damit den Las-Vegas-Test `FermatLasVegas`, der auf dem Fermat-Test aufsetzt. Erläutern Sie Ihr Ergebnis.

18. Zeigen Sie für eine ungerade Zahl $m > 1$, dass $a \in \mathbb{Z}_m^*$ genau dann ein quadratischer Rest ist, wenn $\left(\frac{a}{p}\right) = 1$ für alle Primteiler $p \mid m$ gilt. Zeigen Sie dazu

    a) Ist $\left(\frac{a}{p}\right) = 1$, so ist a ein quadratischer Rest modulo p^k für jedes $k \geq 1$.
    Anmerkung: Die Aussage gilt nicht für $p = 2$: 3 ist ein quadratischer Rest modulo 2, nicht aber modulo 4.

    b) Ist $m = m_1 \cdot \ldots \cdot m_k$ für paarweise teilerfremde Faktoren und $a \in \mathbb{Z}_m^*$ ein quadratischer Rest modulo m_i für jedes i, so ist a auch ein quadratischer Rest modulo m.

19. Es seien m eine Primzahl und $\{p_1, \ldots, p_k\}$ die Primfaktoren von $m - 1$.

    Zeigen Sie folgenden Zusammenhang:

$$\exists\, a \in \mathbb{Z}_m^*\ \forall i\ a^{\frac{m-1}{p_i}} \not\equiv 1 \pmod{m}$$

    gilt genau dann, wenn

$$\forall i\ \exists\, a_i \in \mathbb{Z}_m^*\ a_i^{\frac{m-1}{p_i}} \not\equiv 1 \pmod{m},$$

    d. h. es gibt eine gemeinsame Basis für alle Primteiler von $m - 1$, wenn es für jeden Primteiler einzeln eine passende Basis gibt.

20. Zeigen Sie, dass $a = 2$ kein Fermatzeuge für eine Fermatzahl $F_k = 2^{2^k} + 1$, $k > 1$, sein kann.

21. a) Bestimmen Sie die Liste l der zusammengesetzten Zahlen $10^{12} < z < 10^{12} + 10^3$, die durch keine Primzahl kleiner 1000 teilbar sind.
    b) Bestimmen Sie zu jeder Zahl $z \in l$ den kleinsten Fermat-Zeugen.
    c) Bestimmen Sie zu jeder Zahl $z \in l$ den kleinsten Rabin-Miller-Zeugen.

22. Die Laufzeit der Pollardschen Rho-Methode hat viel mit dem „Geburtstagsparadoxon“ zu tun: Bereits auf einer kleinen Party ist die Chance, dass zwei Leute am selben Tag Geburtstag haben, groß.

    Wie viele Leute müssen auf der Party wenigstens anwesend sein, damit die Chance, dass zwei von ihnen am selben Tag Geburtstag haben, mindestens 50% beträgt?

23. Analysieren Sie, in welche Pollardsequenzen bzgl. f die Restklassen $\mathbb{Z}_m$ zerfallen und stellen Sie Ihr Ergebnis graphisch dar, indem sie die Restklassen geeignet anordnen und jeweils Pfeile $x \mapsto f(x)$ eintragen. Wie viele verschiedene Pollardzyklen existieren jeweils?

    a) Für $m = 17$ und $f(x) = x^2 + 1$.
    b) Für $m = 37$ und $f(x) = x^2 + x + 11$.

24. Gegeben seien eine Pollardsequenz $\{x_n\}$ mit Startwert x_0, $x_n = f(x_{n-1}) \pmod m$ für $n > 0$ und eine Zahl $r \mid m$.

    Beweisen, widerlegen oder präzisieren Sie folgende Aussage: Die Periodenlänge der Pollardsequenz modulo r ist ein Teiler der Periodenlänge modulo m.

25. Für die Primzahl $p > 2$ sei $U_p = \frac{1}{5}(4^p + 1)$.

    a) Zeigen Sie, dass U_p immer eine ganze Zahl ist.
    b) Untersuchen Sie, für welche Primzahlen $p < 100$ die Zahl U_p zusammengesetzt ist und bestimmen Sie ggf. den kleinsten Rabin-Miller-Zeugen.
    c) Zeigen Sie, dass für jede Primzahl p die Zahl U_p zusammengesetzt und $z = 3$ der kleinste Rabin-Miller-Zeuge ist.

26. a) Zeigen Sie, dass die folgende Maxima-Implementierung

```
myisqrt(z):=block([u:z,v:floor((z+1)/2)],
  while (u>v) do (u:v, v:floor((v+z/v)/2)),
  return(u)
);
```

    für $z \in \mathbb{N}$ die eindeutig bestimmte ganze Zahl $c = c(n) = \lfloor \sqrt{n} \rfloor$ berechnet, für die $c^2 \le n < (c+1)^2$ gilt.
    b) Leiten Sie eine (möglichst gute) Abschätzung für die Laufzeit dieser Implementierung in Abhängigkeit von der Bitlänge $l(n)$ der Zahl n her.

27. Bestimmen Sie für die zusammengesetzten Zahlen $2 < n < 1000$ jeweils die kleinste Zahl $k > 0$, für welche $\binom{n}{k} \not\equiv 0 \pmod{n}$ gilt. Stellen Sie ein Vermutung über den Zusammenhang zwischen n und k auf.

    Zeigen Sie allgemein: Ist $n \in \mathbb{N}$ zusammengesetzt, so existiert stets ein $k \in \mathbb{N}$, $0 < k < n$, mit $\binom{n}{k} \not\equiv 0 \pmod{n}$.