



## ZADÁNÍ DIPLOMOVÉ PRÁCE

**Název:** Asymetrický šifrovací algoritmus McEliece  
**Student:** Bc. Vojtěch Myslivec  
**Vedoucí:** prof. Ing. Róbert Lórencz, CSc.  
**Studijní program:** Informatika  
**Studijní obor:** Počítačová bezpečnost  
**Katedra:** Katedra počítačových systémů  
**Platnost zadání:** Do konce letního semestru 2016/17

### Pokyny pro vypracování

Prostudujte asymetrický šifrovací algoritmus McEliece založený na binárních Goppa kódech. Proveďte rešerši existujících kryptoanalýz algoritmu McEliece a jeho variant. Zvažte metody zabývající se zkrácením velikosti klíče. Implementujte šifrovací a dešifrovací algoritmy a změřte jejich výpočetní časovou a prostorovou náročnost v závislosti na velikosti klíče.

### Seznam odborné literatury

Dodá vedoucí práce.

L.S.

prof. Ing. Róbert Lórencz, CSc.  
vedoucí katedry

prof. Ing. Pavel Tvrdík, CSc.  
děkan

V Praze dne 2. února 2016



ČESKÉ VYSOKÉ UČENÍ TECHNICKÉ V PRAZE  
FAKULTA INFORMAČNÍCH TECHNOLOGIÍ  
KATEDRA POČÍTAČOVÝCH SYSTÉMŮ



Diplomová práce

## **Asymetrický šifrovací algoritmus McEliece**

*Bc. Vojtěch Myslivec*

Vedoucí práce: prof. Ing. Róbert Lórencz, CSc.

4. května 2016



---

## Prohlášení

Prohlašuji, že jsem předloženou práci vypracoval(a) samostatně a že jsem uvedl(a) veškeré použité informační zdroje v souladu s Metodickým pokynem o etické přípravě vysokoškolských závěrečných prací.

Beru na vědomí, že se na moji práci vztahují práva a povinnosti vyplývající ze zákona č. 121/2000 Sb., autorského zákona, ve znění pozdějších předpisů. V souladu s ust. § 46 odst. 6 tohoto zákona tímto uděluji nevýhradní oprávnění (licenci) k užití této mojí práce, a to včetně všech počítačových programů, jež jsou její součástí či přílohou, a veškeré jejich dokumentace (dále souhrnně jen „Dílo“), a to všem osobám, které si přejí Dílo užít. Tyto osoby jsou oprávněny Dílo užít jakýmkoli způsobem, který nesnižuje hodnotu Díla, a za jakýmkoli účelem (včetně užití k výdělečným účelům). Toto oprávnění je časově, teritoriálně i množstevně neomezené. Každá osoba, která využije výše uvedenou licenci, se však zavazuje udělit ke každému dílu, které vznikne (byť jen zčásti) na základě Díla, úpravou Díla, spojením Díla s jiným dílem, zařazením Díla do díla souborného či zpracováním Díla (včetně překladu), licenci alespoň ve výše uvedeném rozsahu a zároveň zpřístupnit zdrojový kód takového díla alespoň srovnatelným způsobem a ve srovnatelném rozsahu, jako je zpřístupněn zdrojový kód Díla.

V Praze dne 4. května 2016

.....

České vysoké učení technické v Praze

Fakulta informačních technologií

© 2016 Vojtěch Myslivec. Všechna práva vyhrazena.

*Tato práce vznikla jako školní dílo na Českém vysokém učení technickém v Praze, Fakultě informačních technologií. Práce je chráněna právními předpisy a mezinárodními úmluvami o právu autorském a právech souvisejících s právem autorským. K jejímu užití, s výjimkou bezúplatných zákonných licencí, je nezbytný souhlas autora.*

### **Odkaz na tuto práci**

Myslivec, Vojtěch. *Asymetrický šifrovací algoritmus McEliece*. Diplomová práce. Praha: České vysoké učení technické v Praze, Fakulta informačních technologií, 2016. Dostupné online <https://github.com/VojtechMyslivec/mceliece-mathematica>

---

# Abstrakt

Tady bude nějaký kuuul abstakt

**Klíčová slova** McEliece, asymetrická kryptografie, postkvantová kryptografie, binární Goppa kódy, konečná tělesa, polynomy, Wolfram Mathematica

---

# Abstract

Sem doplňte ekvivalent abstraktu Vaší práce v angličtině.

**Keywords** McEliece, public-key cryptography, post-quantum cryptography, binary Goppa codes, finite fields, polynomials, Wolfram Mathematica





---

# Obsah

<b>Úvod</b>	<b>1</b>
<b>1 Obecná algebra</b>	<b>3</b>
1.1 Základní termíny . . . . .	3
1.2 Reprezentace prvků . . . . .	4
1.3 Operace v tělese $GF(p^n)$ . . . . .	4
1.4 Rozšířená tělesa . . . . .	7
<b>2 Teorie kódování</b>	<b>9</b>
2.1 Samoopravné kódy . . . . .	9
2.2 Lineární kódy . . . . .	11
2.3 Binární Goppa kódy . . . . .	16
<b>3 Kryptosystém McEliece</b>	<b>21</b>
3.1 Asymetrické šifrování McEliece . . . . .	21
3.2 Kryptosystém Niederreiter . . . . .	25
3.3 Elektronický podpis . . . . .	27
3.4 Kryptoanalýza systému McEliece . . . . .	30
3.5 Moderní varianty a úpravy . . . . .	37
<b>4 Implementace</b>	<b>43</b>
4.1 Binární konečná tělesa . . . . .	43
4.2 Ireducibilní binární Goppa kódy . . . . .	55
4.3 McEliece . . . . .	59
4.4 Měření . . . . .	59
<b>Závěr</b>	<b>61</b>
<b>Literatura</b>	<b>63</b>

A Seznam použitých zkratk	69
B Obsah přiloženého CD	71

---

## Seznam obrázků

2.1	Použité značení při kódování [45] . . . . .	10
2.2	Ilustrace problému nalezení nejbližšího kódového slova . . . . .	11
3.1	Diagram CCA2-odolné konverze <i>Kobara-Imai</i> $\gamma$ [35, 21] . . . . .	40



---

## Seznam tabulek

3.1	Míra bezpečnosti <i>McEliece</i> dle [6] . . . . .	34
3.2	Míra bezpečnosti <i>McEliece</i> dle [35] . . . . .	34
3.3	Porovnání <i>McEliece</i> a <i>RSA</i> dle [15, 31] . . . . .	34
4.1	Prvky syntaxe jazyka softwaru <i>Mathematica</i> . . . . .	46



---

## Seznam algoritmů

1	Konverze Kobara-Imai $\gamma$ . . . . .	40
2	Sčítání prvků . . . . .	46
3	Redukce prvku v tělese s charakteristikou 2 . . . . .	47
4	Násobení prvků . . . . .	48
5	Inverze prvků – <i>Rozšířený Euklidův algoritmus</i> . . . . .	50
6	Umocňování na druhou v tělese s charakteristikou 2 . . . . .	51
7	Umocňování prvku $a^e \bmod \text{modul}$ – <i>Square-and-Multiply</i> . . . . .	52
8	Generování Goppa kódu . . . . .	56
9	Dekódování Goppa kódu . . . . .	57





---

# Úvod

Tato práce se zabývá asymetrickým kryptosystémem *McEliece*. Mezi největší přednosti tohoto systému patří jeho odolnost vůči kvantovým počítačům a je tak jedním z vhodných kandidátů pro asymetrickou kryptografii pro postkvantovou dobu.

V prvních kapitolách této práce jsou popsány nezbytné primitivy z oblasti matematiky a teorie kódování, které jsou potřeba pro pochopení a použití kryptosystému *McEliece*. Jedná se především o počítání s *konečnými tělesy* a *polynomy* (kapitola 1) a binární *Goppa* kódy (kapitola 2).

Kryptosystému *McEliece* se věnuje kapitola 3. Kromě základního popisu generování klíčů a algoritmů pro šifrování a dešifrování je probráno i kryptosystém *Niederreiter* – „úprava“ kryptosystému *McEliece* pro získání *digitálního podpisu*. Jsou ukázány slabiny, nevýhody i možné útoky na kryptosystém *McEliece* a též zmíněna praktická varianta systému odolná vůči těmto aspektům.

V poslední části práce je probrána implementace kryptosystému *McEliece* v softwaru *Wolfram Mathematica* včetně změřených časových složitostí (kapitola 4),.



# Obecná algebra

V této kapitole uvedeme pojmy a algoritmy nutné pro práci s *konečnými tělesy* a *polynomy* nad konečnými tělesy (*rozšířená tělesa*). Při popisu je předpokládána znalost základních pojmů z oblasti *algebry*, zejména *lineární*. Definice byly převzaty z [31, 43, 44] a tuto literaturu zároveň doporučujeme pro hlubší studium této problematiky.

**Poznámka:** Algoritmy zmíněné v následujících kapitolách jsou detailně – včetně pseudokódu – popsány v kapitole 4, která se zabývá konkrétní implementací algoritmů a operací.

## 1.1 Základní termíny

Pro ujasnění je uvedena definice tělesa:

**Definice 1 (Těleso)** *Nechť  $M$  je neprázdná množina a  $+$  a  $\cdot$  binární operace<sup>1</sup>. Struktura  $T = (M, +, \cdot)$  se nazývá těleso, pokud platí*

1.  $(M, +)$  je komutativní grupa (nazývána aditivní)
2.  $(M \setminus \{0\}, \cdot)$ <sup>2</sup> je grupa (nazývána multiplikativní)
3. Platí (levý i pravý) distributivní zákon:

$$\forall a, b, c \in M : (a(b + c) = ab + ac) \wedge ((b + c)a = ba + ca)$$

*Těleso, které má konečný počet prvků, se nazývá konečné těleso.*

**Věta 1** *Nechť  $T$  je konečné těleso, pak jeho počet prvků (řád) je  $p^n$ , kde  $p$  je prvočíslo a  $n \in \mathbb{N} \wedge n \geq 1$ .*

<sup>1</sup> Pro zjednodušení zápisu je  $\cdot$  často vynecháváno.

<sup>2</sup> Prvek  $0$  je nulový (neutrální) prvek aditivní grupy.

Číslo  $p$  se nazývá *charakteristika*. Navíc platí, že *všechna konečná tělesa* se stejným počtem prvků jsou navzájem *izomorfní*. *Konečné těleso* řádu  $p^n$  je tedy dále označováno jako  $GF(p^n)$  (z anglického *Galois field*, dle francouzského matematika *Évariste Galois*).

## 1.2 Reprezentace prvků

Jak ukážeme dále, je vhodné prvky konečného tělesa  $GF(p^n)$  reprezentovat jako *polynomy* s koeficienty z množiny  $\mathbb{Z}_p = \{0, 1, \dots, p-1\}$ , tedy prvek  $a \in GF(p^n)$  lze zapsat:

$$A(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i, a_i \in \mathbb{Z}_p$$

O takovém polynomu říkáme, že je to *polynom nad tělesem*  $GF(p)$  (*stupně maximálně*  $n-1$ ). Na prvek  $a$  se je možné dívat též jako na vektor či  $n$ -tici koeficientů  $a_i$ :

$$A(x) \cong a \cong (a_{n-1} a_{n-2} \dots a_0) \cong a_{n-1} a_{n-2} \dots a_0$$

V této práci budeme mezi těmito reprezentacemi nadále volně přecházet, jak bude v daném kontextu potřeba<sup>3</sup>.

## 1.3 Operace v tělese $GF(p^n)$

V následujících sekcích uvedeme operace potřebné pro počítání s tělesy  $GF(p^n)$ . Konkrétní zvolené algoritmy a jejich implementace je detailně popsána v kapitole 4.

**Poznámka:** Kvůli zobecnění definic budeme v této podkapitole používat označení tělesa  $GF(p)$  jako těleso  $\mathbb{F}$ .

### 1.3.1 Sčítání

Sčítání v tělese  $GF(p^n)$  je definováno stejně jako sčítání polynomů, s tím, že sčítání jednotlivých koeficientů je prováděno *modulo*  $p$  (v tělese  $GF(p)$ ):

$$A(x) + B(x) = \sum a_i x^i + \sum b_i x^i = \sum |a_i + b_i|_p x^i$$

---

<sup>3</sup> V některých materiálech se používá i obráceného zápisu  $(a_0 a_1 \dots a_{n-1})$ .

### 1.3.2 Násobení

Násobení v tělese  $GF(p^n)$  nelze provádět „po složkách“, jako je tomu u sčítání. U takto definované operace by většina prvků neměla (multiplikativní) *inverzi* a nejednalo by se tak o *těleso*.

Při násobení prvků opět využijeme jejich reprezentace pomocí polynomů. Výsledkem násobení pak je:

$$A(x) \cdot B(x) = \sum_{i=0}^{n-1} a_i x^i \cdot \sum_{i=0}^{n-1} b_i x^i = \sum_{i=0}^{2n-2} \left| \sum_{j+k=i} a_j \cdot b_k \right|_p x^i$$

Jak je naznačeno, násobení i sčítání koeficientů se provádí *modulo*  $p$  (respektive v tělese  $\mathbb{F}$ ).

Kvůli uzavřenosti násobení v tělese je nutné zavést operaci „zbytek po dělení polynomu“  $A(x)$  polynomem  $P(x)$ , neboli  $A(x) \bmod P(x)$ . Dále je třeba pro jednoznačné určení tělesa  $GF(p^n)$  určit příslušný *ireducibilní* polynom, který bude použit při operaci násobení.

**Definice 2** Polynom  $P(x)$  nad tělesem  $GF(p)$  je *ireducibilní právě tehdy*, když pro každé dva polynomy  $A(x)$  a  $B(x)$  nad  $GF(p)$  platí:

$$A(x) \cdot B(x) = P(x) \Rightarrow (\deg(A(x)) = 0) \vee (\deg(B(x)) = 0)$$

Jinými slovy pro *ireducibilní* polynom platí, že tento polynom nelze rozložit na polynomy nad  $\mathbb{F}$  stupně větší než 1.

**Příklad** Polynom  $x^3 + x + 1$  je nad tělesem  $GF(2)$  *ireducibilní*, protože neexistuje jeho rozklad na polynomy stupně alespoň 1. Polynom  $x^2 + 1$  není nad tělesem  $GF(2)$  *ireducibilní*, protože:

$$(x + 1) \cdot (x + 1) = x^2 + |1 + 1|_2 x + 1 = x^2 + 1$$

Nyní je možné zavést operaci násobení dvou prvků tělesa jako násobení dvou polynomů *modulo* *zadaný ireducibilní* polynom:

$$A(x) \cdot B(x) = \sum a_i x^i \cdot \sum b_i x^i = \sum \left| \sum_{j+k=i} a_j \cdot b_k \right|_p x^i \bmod P(x)$$

**Poznámka:** Pokud by zvolený  $P(x)$  nebyl *ireducibilní*, jednalo by se o *okruh*, nikoliv o *těleso*, protože by neexistovala *multiplikativní inverze* pro některé prvky a navíc by i existovaly tzv. *dělitelé nuly*.

### 1.3.3 Umocňování

Pro rozšíření operací o opakované násobení je vhodné zavést operaci umocňování.

**Definice 3** *Nechť  $a$  je prvkem (libovolného) tělesa  $T$  a číslo  $n \in \mathbb{N}$ . Operace umocňování definujeme následovně:*

$$\begin{aligned}a^0 &= 1 \\a^n &= \underbrace{a \cdot a \cdot \dots \cdot a}_{n\text{-krát}} \\a^{-n} &= (a^{-1})^n\end{aligned}$$

Pro efektivní výpočet mocniny prvku je vhodné použít algoritmus *Square-and-Multiply*, kde se dílčí operace „square“ a „multiply“ provádí operací  $\cdot$  v daném tělese  $F$ .

### 1.3.4 Inverze

Inverzi v grupě lze obecně definovat následovně:

**Definice 4 (Inverze)** *Nechť  $G = (M, \circ)$  je grupa,  $a$  jejím prvkem a  $\mathbb{O}$  jejím neutrálním prvkem. Prvek  $\bar{a}$  je inverzí prvku  $a$ , pokud platí následující rovnice:*

$$a \circ \bar{a} = \mathbb{O}$$

#### Aditivní inverze

Inverze v *aditivní grupě* značíme znaménkem minus „ $-$ “ a je z definice velmi triviální:

$$|A(x) + (-A(x))|_p = 0 \Rightarrow -A(x) = \sum | -a_i |_p x^i$$

Neboli je to aditivní inverze jednotlivých koeficientů *modulo*  $p$  (v tělese  $F$ ).

#### Multiplikativní inverze

Inverze v *multiplikativní grupě* značíme záporným exponentem „ $^{-1}$ “ či symbolem dělení.

$$\left| A(x) \cdot A(x)^{-1} \right|_p = \left| \frac{A(x)}{A(x)} \right|_p = 1$$

Tuto *multiplikativní inverzi* je třeba počítat *rozšířeným Euklidovým algoritmem pro polynomy (EEA)*, či případně jinými algoritmy, jako je například *algoritmus Itoh-Teechai-Tsujii (ITT)* [46, 40].

*Rozšířený Euklidův algoritmus pro polynomy*, stejně jako v modulární aritmetice (neboli pro tělesa  $GF(p)$ ), stojí na nalezení *Bézoutovy rovnosti*. Pro výpočet *EEA* je třeba výpočtu dělení polynomů se zbytkem<sup>4</sup>, nicméně v binárních tělesech lze toto dělení nahradit prostým posouváním a „odečítáním“ (respektive sčítáním) prvků.

---

<sup>4</sup> Někdy uváděno jako dlouhé dělení.

## 1.4 Rozšířená tělesa

V algebře se dá rozšíření těles definovat velmi obecně. Pro účely naší práce nás ale budou ve své podstatě zajímat pouze tělesa  $GF(2^n)^m$ .

**Definice 5** *Rozšíření tělesa: Nechť  $T$  je těleso a  $P$  podmnožina množiny těles  $T$ . Pokud  $P$  tvoří (s původními operacemi) opět těleso, říkáme, že  $P$  je podtělesem  $T$  a zároveň  $T$  je rozšířením tělesa  $P$ .*

### Polynomy jako rozšířená tělesa

Na konečná tělesa  $GF(p^n)$  realizované polynomy, jak byly představeny v minulé kapitole je možné se dívat jako na *rozšíření* tělesa  $GF(2)$ . Stejně tak, jako jsme sestrojily polynomy nad  $GF(2^n)$  („polynomy nad polynomy“).

**Definice 6** *Okruh polynomů: Nechť  $\mathbb{F}$  je těleso. Množinu okruhu polynomů  $R = \mathbb{F}[x]$  definujeme jako všechny polynomy s koeficienty z tělesa  $\mathbb{F}$  a operace tohoto okruhu jako klasické operace s polynomy s tím, že operace s koeficienty jsou prováděny v tělese  $\mathbb{F}$ .*

Tato definice jistě dává smysl, protože operace v tělese  $\mathbb{F}$  jsou uzavřené a výsledkem sčítání respektive násobení dvou polynomů z  $\mathbb{F}[x]$  vznikne polynom, který opět patří do tohoto okruhu.

V případě zavedení operace *modulo polynom* můžeme zavést násobení stejným způsobem, jako bylo uvedeno v předešlé kapitole.

**Tvrzení 1** *Nechť  $\mathbb{F}$  je konečné těleso a  $g \in \mathbb{F}[x]$  ireducibilní polynom stupně  $n$ . Potom množina všech polynomů z  $\mathbb{F}[x]$  stupně menší než  $t$  tvoří s klasickou operací s polynomy  $+$  a s násobením modulo  $g$  konečné těleso  $\mathbb{F}^n$ .<sup>5</sup>*

V této práci budeme nadále používat termín *rozšířené těleso* ve smyslu konečného tělesa reprezentované polynomy s koeficienty z tělesa  $GF(2^m)$ . Rozšířením tak získáme těleso  $GF(2^m)^n$ .<sup>6</sup>

**Poznámka:** Pokud rozšířením konečného tělesa vznikne opět konečné těleso (dle tvrzení výše), je možné toto těleso opět rozšířit a induktivním krokem tak rozšiřovat tělesa do libovolné „hloubky“. Jinými slovy polynomy s operací modulo (ireducibilní) polynom tvoří opět těleso a jdou tak využít jako koeficienty dalších polynomů.

<sup>5</sup> Toto těleso se dá též značit jako (faktorokruh)  $\mathbb{F}[x]/(g)$ , kde  $(g)$  je *ideál* generovaný polynomem  $g$ .

<sup>6</sup> Toto těleso je izomorfní s tělesem  $GF(2^{mn})$ .





# Teorie kódování

V této kapitole definujeme a vysvětlíme pojmy z teorie kódování, které jsou použité v kryptosystému *McEliece* (kapitola 3). Definice byly čerpané z [45, 2] a pro další studium této problematiky je též doporučeno [26].

V podkapitolách uvádíme základní značení a termíny z oblasti samoopravných (2.1) a lineárních (2.2) kódů. V poslední kapitole 2.3 se věnujeme *binárním Goppa kódům*, které jsou přímo použité v kryptosystému *McEliece*.

## 2.1 Samoopravné kódy

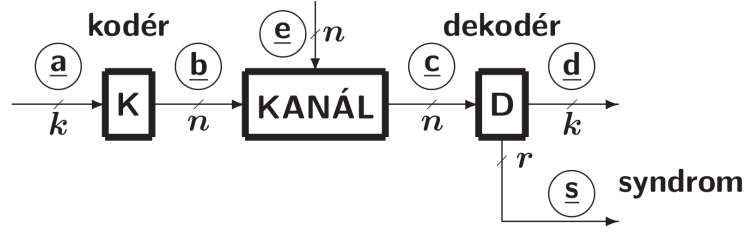
Teorie kódování spadá do oblasti teorie informace a zabývá se způsoby *zakódování* či *reprezentací* zpráv a jejich přenosem.

V této kapitole budeme používat následujícího značení (odpovídá obrázku 2.1):

+	binární bitová operace <i>XOR</i>
−	inverzní operace k +, tedy též <i>XOR</i>
$a$	zpráva délky $k$
$K()$	operace <i>zakódování</i>
$b$	zakódovaná zpráva délky $n$ ; $b = K(a)$ a zpravidla platí $n > k$
$e$	chybový vektor délky $n$ vzniklý při přenosu $b$
$c$	přijatá zpráva ( $c = b + e$ )
$D()$	operace <i>dekódování</i>
$d$	<i>dekódovaná</i> zpráva; $d = D(c)$
$s$	<i>syndrom</i> přijaté zprávy/chyby (viz dále) délky $r$ ; zpravidla platí $r = n - k$

**Definice 7** (*Binární kód*): Necht existuje (prosté) zobrazení  $\mathcal{K}$  z množiny všech možných zpráv a délky  $k$  do množiny kódových slov  $b$  délky  $n$  ( $GF(2)^k \rightarrow GF(2)^n$ ). Pak toto zobrazení nazveme kódem  $\mathcal{K}$  s parametry  $(n, k)$ .<sup>7</sup>

<sup>7</sup> Obecně lze kód definovat jako zobrazení  $\mathcal{L}^k \rightarrow \mathcal{M}^n$ , kde  $\mathcal{L}$  je abeceda zpráv délky  $k$  a  $\mathcal{M}$  abeceda kódových slov délky  $n$ .



Obrázek 2.1: Použité značení při kódování [45]

**Poznámka:** V této práci nadále předpokládáme použití pouze *blokových kódů* (dle definice). Dají se definovat i kódy s proměnlivou délkou kódových slov.

Z definice vyplývá, že existuje kódové slovo pro všechny zprávy a že existuje inverzní zobrazení  $\mathcal{K}^{-1}$ . Množina všech kódových slov je jednoznačně určena zobrazením množiny zpráv  $\mathcal{B} = \mathcal{K}(GF(2)^k) = \mathcal{K}(\mathcal{A})$ . Vektory délky  $n$ , které nepatří do množiny  $\mathcal{B}$  nazveme jako *nekódová slova* (vektory). Operaci *zakódování* budeme rozumět aplikaci zobrazení  $\mathcal{K}$  a operaci *dekódování* aplikaci  $\mathcal{K}^{-1}$ , tedy získání původní zprávy z (*kódového*) slova.

**Definice 8** *Hammingova vzdálenost:* Hammingova vzdálenost dvou vektorů  $u$  a  $v$  –  $vzd(u, v)$  či  $H(u, v)$  – je počet rozdílných bitů ve vektorech  $u$  a  $v$ :  $vzd(u, v) = \sum |u_i - v_i|$

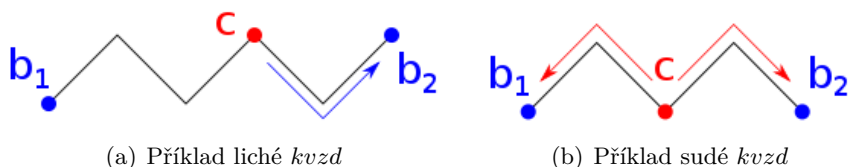
*Hammingovu váhu* vektoru  $v$  pak definujeme jako *Hammingovu vzdálenost* vektoru  $v$  od *nulového vektoru* patřícíné délky. Jinými slovy je to počet *nenulových bitů* („jedniček“) vektoru  $v$ .

$$H(v) = H(v, \mathbf{0})$$

**Definice 9** *Kódová vzdálenost:* Kódová vzdálenost kódu  $\mathcal{K}$  je *minimální* Hammingova vzdálenost *mezi všemi kódovými slovy*.

$$kvzd(\mathcal{K}) = \min_{\substack{\forall b_1, b_2 \in \mathcal{B} \\ b_1 \neq b_2}} vzd(b_1, b_2)$$

Dále budeme značit  $d = kvzd(\mathcal{K})$ . Pokud je  $d > 1$ , tak je jasné, že můžeme za jistých okolností odhalit (detekovat), že při přenosu kódového slova nastala chyba. Pokud by ale nastalo  $d$  a více chyb, je možné, aby se z jednoho *kódového slova* stalo *kódové slovo* jiné (viz příklad s *Hammingovými* kódy v kapitole 2.2.1).



Obrázek 2.2: Ilustrace problému nalezení nejbližšího kódového slova

**Detekční kód**

Kód, který dokáže při dekódování zjistit, že při přenosu nastala chyba nazýváme kódem *detekčním*. Při kódové vzdálenosti  $d$  je z principu možné detekovat  $d - 1$  chyb.

**Samoopravný kód**

Kód, který dokáže při dekódování dokáže opravit chybu (způsobenou přenosem), nazýváme kódem *samoopravným*. Při kódové vzdálenosti  $d$  je z principu možné opravit  $t = \lfloor \frac{d-1}{2} \rfloor$  chyb. Operace *dekódování* potom z nekódového slova dokáže nalézt nejbližší (ve smyslu *Hammingově vzdálenosti*) slovo *kódové*. U samoopravných kódů uvádíme parametry včetně počtu chyb, které kód dokáže opravit, tedy  $(n, k, t)$ <sup>8</sup>.

Počet opravitelných chyb naznačují obrázky 2.1. Vrcholy úseček představují vektory délky  $n$  mezi dvěma kódovými slovy  $b_1$  a  $b_2$  (naznačení nejkratší *kódové vzdálenosti* v prostoru  $GF(2^n)$ ). V případě, že  $d$  je sudé 2.2(b), vždy existuje jednoznačný nejbližší vektor. V případě, že  $d$  je liché 2.2(a), tak pokud přijatý vektor  $c$  leží přesně uprostřed mezi dvěma nejbližšími vektory, není možné rozhodnout, na které kódové slovo by se měl vektor  $c$  dekódovat.

Existuje několik kategorií *samoopravných* kódů. Definice kategorie kódu ve své podstatě určuje, jakým způsobem bude probíhat konstrukce kódu (respektive kódového slova), aby se zajistila určitá kódová vzdálenost  $d$  a při dekódování bylo možné nalézt patřičný počet chyb  $t$ .

V této práci budeme nadále pracovat pouze se *samoopravnými kódy*.

**2.2 Lineární kódy**

Dalším důležitým pojmem, který budeme v práci používat jsou *lineární kódy*.

**Definice 10** *Lineární kód:* Necht' je zobrazení odpovídající kódu  $\mathcal{K}$  lineární, pak nazýváme tento kód lineárním.

Jinými slovy *kódová slova* kódu  $\mathcal{K}$  tvoří *lineární prostor* – přesněji *lineární podprostor* vektorového prostoru  $GF(2)^n$ . V tomto prostoru definujeme

<sup>8</sup> V některých zdrojích se místo počtu opravitelných chyb objevuje kódová vzdálenost, tedy  $(n, k, d)$ , což odpovídá  $(n, k, 2t + 1)$ .

klasické operace sčítání dvou vektorů jako operaci *XOR* a násobení skaláru s vektorem jako operaci násobení po jednotlivých složkách vektoru. Je jasné, že v případě násobení skalárem 0 je výsledek operace násobení skalárem *nulový vektor* ( $0 \cdot \mathbf{v} = \mathbf{0}$ ) a násobením skalárem 1 získáme původní (nezměněný) vektor ( $1 \cdot \mathbf{v} = \mathbf{v}$ ).

Z definice lineárního prostoru též plyne, že *nulový vektor*  $\mathbf{0}$  je vždy kódovým slovem *lineárního* kódu  $\mathcal{K}$ .

**Tvrzení 2** *Kódová vzdálenost lineárního kódu  $\mathcal{K}$  odpovídá minimální váze ze všech kódových slov (kromě nulového vektoru).*

$$kvzd(\mathcal{K}) = \min_{\forall b \in \mathcal{B} \setminus \mathbf{0}} H(b)$$

### Náznak důkazu

Důkaz vyplývá z faktu, že minimální *vzdálenost* daného kódového slova  $b$  ke všem ostatním kódovým slovům je pro všechna kódová slova stejná:

$$\forall b : \min_{\forall b_i \in \mathcal{B} \setminus b} H(b, b_i) = \min_{\forall b_i \in \mathcal{B} \setminus b} H(b - b_i, \mathbf{0}) = \min_{\forall b_i \in \mathcal{B} \setminus b} H(b_i, \mathbf{0})$$

sečtením (odečtením) dvou kódových slov vznikne opět kódové slovo. Proto  $b_j$  je pouze substituce naznačující *nějaké* kódové slovo. Pokud je pro všechny stejná, tak odpovídá *kódové vzdálenosti*. Když se tedy podíváme na *nulový vektor* (kódové slovo), tak nejbližší kódové slovo odpovídá kódovému slovu s nejnižší *Hammingovou vahou*.

**Definice 11** *Generující matice: Necht' soubor vektorů  $g_1, g_2, \dots, g_k$  tvoří bázi prostoru kódových slov  $\mathcal{B}$  lineárního kódu  $\mathcal{K}$ . Potom matici  $G$ , sestavenou po řádkách vektory  $g_i$ , nazveme generující maticí kódu  $\mathcal{K}$ .*

Matice  $G$  je vlastně matice *lineárního zobrazení*  $\mathcal{K}$  z prostoru (všech) zpráv do prostoru kódových slov ( $\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ <sup>9</sup>).

Operace zakódování  $K$  zprávy  $a$  potom u *lineárního* kódu odpovídá násobení vektoru s generující maticí:

$$K_G(a) : b = aG$$

Toto maticové násobení ve odpovídá sečtení řádků matice  $G$ , které jsou určeny vektorem  $a$  (sečtení vektorů  $g_i$ ).

**Definice 12** *Systematický kód: Pokud je generující matice kódu  $\mathcal{K}$  ve tvaru  $G = (\mathbb{I}_k | F)$ , kde  $\mathbb{I}_k$  je jednotková matice  $k \times k$  a  $F$  je matice  $r \times k$ , říkáme, že kód  $\mathcal{K}$  je systematický.*

---

<sup>9</sup> Kde  $\mathcal{A} = GF(2)^k$  a  $\mathcal{B} \subset GF(2)^n$ .

Prvních  $k$  bitů *kódových slov systematického* kódu pak přesně odpovídá původní zprávě  $a$ . Těmto bitům říkáme *informační* bity a posledním  $r$  bitům pak bity *kontrolní*. Při dekódování kódového slova pak stačí jednoduše odstranit *kontrolní* bity a zůstanou tak bity původní zprávy

$$D(c) : d = MSB_k(c)$$

Samozřejmě toto je možné pouze pokud bylo přijaté slovo *kódové*. Pro detekci a opravu chyb budeme potřebovat *kontrolní* matici.

**Definice 13** *Kontrolní matice:*<sup>10</sup> *Nechť  $G$  je generující matice lineárního kódu  $\mathcal{K}$ . Pak definujeme kontrolní matici  $H$  tohoto kódu jako:*

$$GH^T = \mathbf{0}$$

Kde  $\mathbf{0}$  je nulová matice .

Vezmeme-li řádky matice  $H$  jako soubor vektorů  $h_i$ , pak jsou tyto vektory bází ortogonálního doplňku<sup>11</sup>  $\mathcal{H}$  k prostoru kódových slov  $\mathcal{B}$ . Neboli

$$\forall b \in \mathcal{B}, \forall h \in \mathcal{H} : b \perp h$$

Na matici  $H$  se lze dívat též jako na generující matici kódu  $\mathcal{K}'$  s parametry  $(n, n - k)$ , pak samozřejmě platí, že matice  $G$  je *kontrolní* maticí tohoto kódu. Kód  $\mathcal{K}'$  se nazývá *duálním kódem* ke kódu  $\mathcal{K}$ .

**Tvrzení 3** *Pokud je generující matice  $G$  v systematické formě  $G = (\mathbb{I}_k | F)$ , tak má kontrolní matice tvar*

$$H = (F^T | \mathbb{I}_r)$$

### Důkaz

Dosadíme-li do definice *kontrolní* matice:

$$GH^T = (\mathbb{I}_k | F)(F^T | \mathbb{I}_r)^T = (\mathbb{I}_k | F)\begin{pmatrix} F \\ \mathbb{I}_r \end{pmatrix} = F + F = \mathbf{0}$$

tak je vidět, že matice  $H$  tuto definici splňuje.

Pokud  $G$  není v tomto *systematickém* tvaru, lze ji pomocí *elementárních operací* převést na matici  $G'$  v *systematickém* tvaru a získat dle tvrzení výše kontrolní matici  $H'$ . Matice  $H'$  je pak i *kontrolní* maticí k původní matici  $G$ , jelikož *elementární* úpravy nemění *prostor*, který matice generuje [2].

Tento způsob převodu matic je invertibilní a je tak možné získat *generující* matici z matice *kontrolní*. *Lineární kód* je tedy určen *jednoznačně* jak *generující* tak i *kontrolní* maticí.

<sup>10</sup> V některých zdrojích uváděna jako matice *prověřková*.

<sup>11</sup> Nebo též *nulového* prostoru.

**Definice 14** *Syndrom*: Necht  $H$  je kontrolní matice lineárního kódu  $\mathcal{K}$  a  $c$  je přijatý vektor. Syndrom  $s$  tohoto přijatého vektoru je

$$s = cH^T$$

**Tvrzení 4** Syndrom závisí pouze na chybovém vektoru  $e$  a pokud je  $e$  nulový vektor (pro kódová slova  $c$ ) je syndrom také nulový.

#### Důkaz

Při dosazení  $c = b + e$  získáme rovnost:

$$s = cH^T = (b + e)H^T = bH^T + eH^T$$

a z definice ortogonálního doplňku platí:  $bH^T = \mathbf{0}$

$$\Rightarrow s = eH^T$$

Vypočítaný *syndrom* se používá pro detekci, zda bylo přijaté slovo *kódové* či nikoliv. *Samoopravné* kódy zpravidla využívají *syndrom* pro rekonstrukci chyby a opravení přijatého vektoru  $c$  na slovo kódové.

### 2.2.1 Hammingovy kódy

*Hammingovy* kódy jsou příkladem *lineárních samoopravných* kódů. Dokáží opravit *jednu chybu* a jejich parametry  $(n, k, t)$  jsou určeny de facto jedním parametrem  $r$ .

Pro každé  $r \geq 2$  můžeme sestavit kontrolní matici *Hammingova kódu* s parametry  $(n, k, t) = (2^r - 1, n - r, 1)$  jednoduše tak, že vygenerujeme všechny možné *nulové* a vzájemně různé sloupcové vektory  $h_i$  (délky  $r$ ).

$$H = \begin{pmatrix} h_1 & h_2 & \dots & h_n \end{pmatrix}, h_i \in GF(2)^r \setminus \mathbf{0}, h_i \neq h_j$$

Pokud chceme získat *systematický* kód, tak  $k$  posledních sloupců bude tvořit *jednotkovou* matici  $\mathbb{I}_k$  a *generující* matici takového kódu získáme převodem z matice  $H$  popsaným výše.

#### Oprava jedné chyby

*Syndrom* délky  $r$  přijatého slova  $c$  vypočítáme výše definovaným způsobem

$$s = cH^T$$

Dle tvrzení výše víme, že *syndrom* závisí pouze na *chybovém* vektoru  $e$  (délky  $n$ ) – platí tedy, že  $s = eH^T$ .

V případě, že  $c$  je kódové slovo, bude *syndrom* nulový a z  $c$  tak můžeme rovnou *dekódovat* slovo  $d$  (vybráním *informačních bitů*).

Nyní předpokládejme, že nastala pouze 1 chyba v dimenzi  $i$ . Chybový vektor označíme  $e_i$ . Výpočtem  $e_i H^T$  tak získáme *syndrom*, který odpovídá  $i$ -tému sloupcovému vektoru matice  $H$  ( $h_i$ ), protože každý sloupec matice  $H$  je jiný a žádný není nulový. Dle *syndromu* jsme tedy schopni odhalit chybu  $e_i$  a z přijatého slova  $c$  získat  $c' = c + e_i$ . Slovo  $d$  pak dekódujeme stejným způsobem jako v případě bez chyby, ale z vektoru  $c'$ .

**Poznámka:** Pokud by nastaly chyby ve dvou dimenzích  $i$  a  $j$ , *syndrom* by tak byl součtem dvou různých sloupců matice  $H$  a vznikl by tak *syndrom* odpovídající úplně jinému sloupcovému vektoru ( $h_k, k \neq i \neq j$ ). Pokud by nastalo tři a více chyb, může se dokonce při přenosu stát z kódového slova  $b$  jiné kódové slovo. To plyne z faktu, že *kódová vzdálenost Hammingových kódů*  $d = 3$  [2].

### Příklad

Zvolme parametr  $r = 3$ . Potom  $n = 2^3 - 1 = 7$  a  $k = 7 - 3$ . Vygenerujeme tedy *kontrolní* matici  $H$  *Hammingova kódu* s parametry  $(7, 4, 1)$ :

$$H = \begin{pmatrix} 1 & 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 0 \\ 1 & 0 & 1 & 1 & 0 & 1 & 0 \\ 1 & 1 & 1 & 0 & 0 & 0 & 1 \end{pmatrix} = (F | \mathbb{I}_3)$$

Matice  $H$  je v systematickém tvaru (tři poslední sloupce tvoří jednotková matice) a můžeme ji tak snadno převést na *generující* matici  $G$ :

$$G = (\mathbb{I}_4 | F^T) = \begin{pmatrix} 1 & 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 \\ 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 0 & 1 \\ 0 & 0 & 1 & 0 & 0 & 1 & 1 \\ 0 & 0 & 0 & 1 & 1 & 1 & 0 \end{pmatrix}$$

Zvolme  $a = (1010)$ . *Kódové* slovo  $b$  získáme z definice vynásobením vektoru  $a$  s maticí  $G$ , neboli sečteme 1. a 3. řádek matice  $G$ .

$$b = aG = (1010100)$$

Vyšleme tedy tento vektor kanálem příjemci.

1. V prvním případě nastala žádná chyba. Vektor  $e$  je tedy nulový a  $c = b$ . Vypočteme *syndrom*

$$s_1 = cH^T = (000)$$

Syndrom je nulový a víme tedy, že přijaté  $c$  je kódové slovo. Jelikož je kód *systematický*, dekódování  $d$  je realizováno výběrem prvních  $k$  dimenzí:

$$d = D(c) = MSB_4(1010100) = (1010)$$

Je vidět, že  $d$  odpovídá původní zprávě  $a$ .

2. V druhém případě nastala právě jedna chyba – vektor  $e = (0010000)$ . Přijatý vektor je nyní  $c = b + e = (1000100)$ . Vypočteme syndrom  $s_2$ :

$$s_2 = cH^T = (011)$$

Tento syndrom odpovídá 3. sloupci matice  $H$ . Invertujeme tedy 3. bit přijatého slova  $c$  a opět dekódujeme  $d$ :

$$d = D(c') = MSB_4(1010100) = 1010$$

Pokud nastala 1 chyba, byli jsme ji schopni opravit a získat původní zprávu  $a$ .

3. Ve třetím případě nastane chyba ve dvou dimenzích. Chybový vektor bude nyní  $e = (1000010)$  a přijatý vektor  $c = b + e = (0010110)$ . Vypočteme *syndrom*

$$s_3 = cH^T = (101)$$

Tento syndrom odpovídá 2. sloupci matice a tak při dekódování invertujeme 2. bit vektoru  $c$

$$d = D(c') = MSB_4(0110110) = 0110$$

Nyní je tedy dekódováním získáno slovo  $d$ , které neodpovídá původní zprávě  $a$

**Poznámka:** *Hammingovy kódy* jsou tzv. *perfektní kódy*. U *perfektního* kódu *každý* syndrom odpovídá *nějaké* (v tomto případě jedné) či *žádné* chybě. Pokud je *Hammingův* kód použitý pro opravu jedné chyby, tak pokud nastane 2 a více chyb, nebude dekódované slovo odpovídat původnímu a ani není možné tuto situaci nijak *detekovat*.

### 2.3 Binární Goppa kódy

Novou kategorii *lineárních* kódů definoval v roce 1970 *Valery Goppa* v [18]. Tyto kódy byly později pojmenovány po svém autorovi a první anglicky psaný článek na téma *Goppa* kódů publikoval *Elwyn Berlekamp* v roce 1973. V této podkapitole uvedeme definice a algoritmy nutné pro použití *Goppa* kódů, které jsou k nalezení v [4, 15]. Další informace o těchto kódech jsou k nalezení například v [26].

**Poznámka:** Obecné *Goppa* kódy jsou definovány pomocí *algebraických křivek*<sup>12</sup>, nicméně v této práci se budeme zabývat pouze podkategorií, tzv. *binárními Goppa kódy*.

---

<sup>12</sup> *Goppa* kódy jsou též nazvány jako *algebraické geometrické (AG) kódy*.



### 2.3.1 Sestrojení Goppa kódu

Nechť existuje polynom  $g$  z okruhu polynomů nad konečným tělesem  $GF(2^m)$  stupně  $t$  a posloupnost  $L$   $n$  navzájem různých prvků z  $GF(2^m)$ , které zároveň nejsou kořeny polynomu  $g$ .

$$g \in \mathbb{F} = GF(2^m)[x]$$

$$L = (L_1, \dots, L_n), \forall i, j : L_i \in \mathbb{F} \wedge L_i \neq L_j \wedge g(L_i) \neq 0$$

Pak *binární Goppa kód* (prostor kódových slov)  $\Gamma$  definujeme:

$$\Gamma(g, L) = \left\{ c \in GF(2^n) \mid \sum_{i=1}^n \frac{c_i}{x - L_i} \equiv 0 \pmod{g(x)} \right\}$$

Polynom  $g(x)$  nazýváme *Goppův polynom* a  $n$ -tici  $L$  *podporou* kódu<sup>13</sup>.

Takto sestrojený kód má parametry  $(n, k, t) = (n, 2^m - tm, t)$

**Poznámka:** U *binárních Goppa kódů* je polynom  $x - L_i$  je vlastně prvek  $(0 \dots 01)(L_i)$ . Důvod podmínky  $g(L_i) \neq 0$  je tak jasně vidět z definice, protože musí existovat inverze tohoto prvku. Důvod druhé podmínky – vzájemně různé prvky  $L_i$  – bude vidět později, ale podobně jako u *Hammingových kódů* dle sloupcového vektoru matice  $H$  zjišťujeme pozici, kde nastala chyba, tak u *Goppa kódů* budeme zjišťovat pozici dle prvků  $L_i$  a proto se také jedná o posloupnost, nikoliv o množinu.

#### Ireducibilní binární Goppa kódy

Pokud je  $g$  *ireducibilní*, nazveme  $\Gamma$  *ireducibilním binárním Goppa kódem*. V tomto případě může mít množina  $L$  až  $n = 2^m$  prvků, neboť *ireducibilní* polynom nemá žádné kořeny a tak pro všechny  $a \in GF(2^m)$  (včetně  $0$ ) platí podmínka  $g(L_i) \neq 0$ . Takový kód má tedy parametry  $(n, k, t) = (2^m, 2^m - mt, t)$ , a jsou tedy jednoznačně určeny parametrem  $m$  („velikostí vnitřního tělesa“) a stupněm polynomu  $g$ , neboli počtem opravitelných chyb  $t$ .

#### Sestrojení kontrolní matice

Z definice lze sestrojit *kontrolní matici*  $H$  v následujícím tvaru (detailní postup sestrojení matice lze nalézt např. v [22]):

$$H = \begin{pmatrix} (g_t)g(L_1)^{-1} & \dots & (g_t)g(L_n)^{-1} \\ (g_{t-1}L_1g_t)g(L_1)^{-1} & \dots & (g_{t-1}L_ng_t)g(L_n)^{-1} \\ \vdots & \ddots & \vdots \\ (g_1 + L_1g_2 + \dots + L_1^{t-1}g_t)g(L_1)^{-1} & \dots & (g_1 + \dots + L_n^{t-1}g_t)g(L_n)^{-1} \end{pmatrix}$$

<sup>13</sup> Anglicky *Goppa polynomial*  $g$  a *support*  $L$ .

a tato matice lze vyjádřit jako součin matic  $H = KVD$ , kde  $K$  je matice koeficientů polynomu  $g$ ,  $V$  je tzv. *Vandermondova* matice a  $D$  je diagonální matice:

$$K = \begin{pmatrix} g_t & 0 & \dots & 0 \\ g_{t-1} & g_t & \dots & 0 \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ g_1 & g_2 & \dots & g_t \end{pmatrix} \quad V = \begin{pmatrix} 1 & 1 & \dots & 1 \\ L_1 & L_2 & \dots & L_n \\ \vdots & \vdots & \ddots & \vdots \\ L_1^{t-1} & L_2^{t-1} & \dots & L_n^{t-1} \end{pmatrix}$$

$$D = \begin{pmatrix} g(L_1)^{-1} & & & \\ & g(L_2)^{-1} & & \\ & & \ddots & \\ & & & g(L_n)^{-1} \end{pmatrix}$$

Matice  $K$  je regulární ( $g_t \neq 0$  a řádky jsou tedy jistě *lineárně nezávislé*), existuje tedy  $K^{-1}$ . Z definice kontrolní matice  $GH^T = 0$  můžeme tedy sestrojit jednodušší kontrolní matici:

$$\begin{aligned} GH^T &= G(KVD)^T = 0 \\ G(KVD)^T (K^T)^{-1} &= 0 (K^T)^{-1} \\ G(VD)^T K^T (K^T)^{-1} &= 0 \\ G(VD)^T &= 0 \end{aligned}$$

Matice  $VD$  tedy splňuje definici *kontrolní* matice a navíc je jednodušší na sestrojení než  $KVD$ . Proto *kontrolní* matici *binárního Goppa* kódu definujeme jako  $H = VD$ .

$H$  je  $n \times t$  matice nad tělesem  $GF(2^m)$ .  $H$  nad  $GF(2)$  získáme jednoduše „rozbalením“ prvků  $GF(2^m)$  do sloupcových vektorů  $m$  bitů. *Binární kontrolní* matice  $H$  pak má rozměry  $n \times r = (2^m) \times (mt)$  a *generující* matici  $G$  získáme klasickým převodem, jak bylo popsáno v kapitole 2.2.

### 2.3.2 Dekódování

Pro dekodování, respektive opravu chyb, existuje několik algoritmů. V této kapitole uvedeme *Pattersonův algoritmus*, který byl představen *Nicholasem Pattersonem* v roce 1975 v [33]. Další algoritmy pro dekodování algoritmů – především tzv. *List Decoding* algoritmy – se dají nalézt v [35, 7].

#### Pattersonův algoritmus

*Syndrom* přijatého slova  $c$  je možné počítat z kontrolní matice  $H$  nebo též jako polynom z definice kódu  $\Gamma$ :

$$s(x) \equiv \sum_{i=1}^n \frac{c_i}{x - L_i} \pmod{g(x)}$$

Takto spočítaný syndrom jistě závisí pouze na chybovém vektoru  $e$ :

$$\begin{aligned}\sum_{i=1}^n \frac{c_i}{x - L_i} &= \sum_{i=1}^n \frac{b_i}{x - L_i} + \sum_{i=1}^n \frac{e_i}{x - L_i} \\ \sum_{i=1}^n \frac{b_i}{x - L_i} + \sum_{i=1}^n \frac{e_i}{x - L_i} &\equiv \sum_{i=1}^n \frac{e_i}{x - L_i} \pmod{g(x)}\end{aligned}$$

Pokud je  $s$  nulový, přijali jsme kódové slovo a zprávu  $d$  můžeme získat výběrem příslušných dimenzí (dle matice  $G$ ). Pokud  $s$  není nulový vektor, provedeme následující kroky pro opravení vzniklých chyb:

1. Vypočítáme  $r(x) = \sqrt{x - s(x)^{-1}}$  v tělese určeném polynomem  $g$ .
2. Rozložíme  $r$  na polynomy  $\alpha$  stupně  $\leq \lfloor \frac{t}{2} \rfloor$  a  $\beta$  stupně  $\leq \lfloor \frac{t-1}{2} \rfloor$  tak, že:

$$\alpha(x) \equiv \beta(x)r(x) \pmod{g(x)}$$

3. Sestrojíme polynom  $\sigma = \alpha^2 + x\beta^2$ , tzv. *lokátor chyb*.
4. Kořeny  $L_i$  (z podpory  $L$ ) polynomu  $\sigma$  odpovídají chybám na pozici  $i$ .
5. Z nalezených kořenů sestrojíme chybový vektor  $e$  a opravíme přijaté slovo  $c$  standardním způsobem  $c' = c + e$ .

Odvození tohoto algoritmu je možné nalézt v [33]. Poznámky k jednotlivým krokům algoritmu uvádíme níže.

### Výpočet odmocniny

Odmocninu v rozšířeném binárním tělese můžeme jednoduše odvodit. Prvek  $r$  je *odmocninou* prvku  $b$  (z tělesa  $\mathbb{F}$ , pokud platí:

$$r^2 = a \quad \Rightarrow \quad r = \sqrt{a}$$

Nechť  $N$  je počet prvků *multiplikativní grupy* tělesa  $\mathbb{F}$ , potom položíme  $r = a^{\frac{N+1}{2}}$  a umocníme  $r$  na druhou:

$$r^2 = a^{\frac{N+1}{2} \cdot 2} = a^{N+1} = a^N \cdot a^1$$

Dle *Lagrangeovy* věty platí, že  $a^N = 1$  a tudíž zvolené  $r$  (pokud existuje) je právě hledaná odmocnina. V tělese s charakteristikou 2 je počet prvků vždy lichý (například v rozšířeném tělese je to  $2^{mt} - 1$ ) a tudíž zlomek  $\frac{N+1}{2}$  dává smysl a odmocninu lze vypočítat jako mocninu:

$$\sqrt{a} = a^{\frac{(2^{mt}-1)+1}{2}} = a^{2^{mt-1}}$$

### Rozložení polynomu

Rozložení polynomu  $r$  na  $\alpha$  a  $\beta$  je ve skutečnosti snadné. Rovnice  $\alpha(x) \equiv \beta(x)r(x) \pmod{g(x)}$  je rovnicí, která vzniká při výpočtu *rozšířeného Euklidova algoritmu*. Polynom  $\alpha$  odpovídá „zbytku“ a  $\beta$  „koeficientu“ při výpočtu *EEA* (viz příklad *EEA* v kapitole 4.1.3.4). Polynomy požadovaného stupně získáme zastavením výpočtu *EEA* přesně v polovině, respektive v kroku, kdy stupeň „zbytku“ klesne pod  $\lfloor \frac{t}{2} \rfloor$ .

### Nalezení kořenů polynomu

Tento krok algoritmu je asymptoticky nejnáročnější. Základní způsob pro nalezení kořenů polynomu je hrubou silou vypočítat hodnotu  $\sigma(L_i)$  pro všechny koeficienty  $L_i$  z podpory  $L$ .

Efektivnější algoritmem je tzv. *Chienův způsob* hledání kořenů<sup>14</sup> [45, 19], který využívá výpočtu kořenů pomocí primitivního prvku  $\alpha$ . Pro všechny prvky  $\alpha^i$  tělesa  $GF(2^m)$  (kromě nulového prvku) platí:

$$\begin{aligned} \sigma(\alpha^i) &= \sigma_s \cdot (\alpha^i)^s & + \dots + \sigma_1 \cdot (\alpha^i) & + \sigma_0 = \\ &= \gamma_{s,i} & + \dots + \gamma_{1,i} & + \gamma_0 \\ \sigma(\alpha^{i+1}) &= \sigma_s \cdot (\alpha^{i+1})^s & + \dots + \sigma_1 \cdot (\alpha^{i+1}) & + \sigma_0 = \\ &= \alpha \cdot \gamma_{s,i} & + \dots + \alpha \cdot \gamma_{1,i} & + \gamma_0 \end{aligned}$$

Z posledního řádku je vidět, jak lze tohoto faktu při výpočtu všech kořenů využít. Vypočteme-li tedy hodnotu  $\sigma(\alpha)$ , tak další hodnoty  $\sigma(\alpha^i)$  vypočteme pomocí  $s - 1$  operací násobení a  $s - 1$  sčítání  $\Rightarrow O(t)$  násobení. Prostým dosazením všech prvků do polynomu  $\sigma$  musíme pro *každý* prvek vypočítat  $\sim s - 2$  mocnin navíc.

Druhým způsobem, jak nalézt kořeny polynomu  $\sigma$  je *rozložení* tohoto polynomu na faktory ve tvaru  $(x - L_i)$ . Toho se dá docílit *Berkleampovým* algoritmem [5]. Nalezení pozic chyb pak je pouhým vyhledáním získaných  $L_i$  v posloupnosti  $L$ .

---

<sup>14</sup> Tento algoritmus byl původně navržený pro *BCH* kódy v [12]

# Kryptosystém McEliece

Kryptosystém *McEliece* je asymetrický šifrovací algoritmus, publikovaný poprvé v roce 1978 Robertem McEliece [1]. V podkapitole 3.1 uvádíme algoritmy navržené Robertem McEliece z tohoto článku. Dále v 3.2 zmíníme příbuzný kryptosystém *Niederreiter* a v 3.3 schéma pro získání elektronického podpisu. Dále jsou probrány výsledky a závěry existujících kryptoanalýz systému *McEliece* (3.4) a nakonec se věnujeme aktuálním variantám a úpravám *kryptosystému* (3.5).

**Poznámka:** V této kapitole nadále předpokládáme počítání s hodnotami z tělesa  $GF(2)$ , respektive s *bity*.

## 3.1 Asymetrické šifrování McEliece

Asymetrický kryptosystém *McEliece* je založený na lineárních samoopravných kódech. V následujících odstavcích systém popsán tak, jak byl definován v [1]:

### 3.1.1 Generování klíčů

Generování klíčů probíhá následovně:

1. Zvolíme *lineární kód*<sup>15</sup>  $(n, k)$ , opravující  $t$  chyb (a pro který je znám efektivní dekódovací algoritmus) s odpovídající  $k \times n$  *generující maticí*  $G$ .
2. Vygenerujeme *náhodnou*  $k \times k$  *regulární matici*  $S$ .
3. Vygenerujeme *náhodnou*  $n \times n$  *permutační matici*  $P$ .
4. Vypočítáme  $k \times n$  matici  $\hat{G} = SGP$ .

<sup>15</sup> V článku je kryptosystém definovaný pro libovolný *lineární kód* opravující zvolený počet chyb a jsou zmíněny *Goppa* kódy jako vhodný příklad k použití. Jak ukážeme dále, ne všechny lineární kódy jsou pro *McEliece* vhodné.

Potom čísla  $k$ ,  $n$  a  $t$  jsou *veřejné parametry* systému, matice  $\hat{G}$  je *veřejný klíč* a kód s maticí  $G$  včetně matic  $S$  a  $P$  je *soukromý klíč*.

**Poznámka:** Při generování klíčů je třeba vygenerovat regulární matici  $S$ . Pravděpodobnost, že náhodná čtvercová matice nad  $GF(2)$  je regulární, je přibližně 33 %. Toto tvrzení nebylo dokázáno, nicméně numerické výpočty tomu nasvědčují [19]. Pro získání této matice je tak v průměru potřeba vygenerovat 3 náhodné matice, což znamená  $3 \times n^2$  bitů. Efektivněji je možné matice generovat například dle [34]

#### 3.1.2 Algoritmy pro šifrování a dešifrování

V této podkapitole uvedeme algoritmy pro šifrování a dešifrování tak, jak byly definovány *Robertem McEliece* v [1]. Na závěr podkapitoly uvedeme důkaz dešifrování, neboli vysvětlení, že dešifrovacím algoritmem je získána původní zašifrovaná zpráva.

##### Šifrování

Šifrování zprávy  $m$  (o délce  $k$  bitů) veřejným klíčem  $\hat{G}$  probíhá následujícím způsobem:

1. Vygenerujeme náhodný vektor  $z$  délky  $n$  s *Hammingovou vahou*  $t$ <sup>16</sup>.
2. Šifrovou zprávu  $c$  délky  $n$  sestojíme následujícím způsobem:

$$c = m\hat{G} + z$$

##### Dešifrování

Obdrženou zašifrovanou zprávu  $c$  (délky  $n$ ) dešifrujeme následujícím způsobem:

1. Vypočítáme vektor  $\hat{c}$  délky  $n$ :  $\hat{c} = cP^{-1}$ .
2. Vektor  $\hat{c}$  dekódujeme zvoleným kódem na vektor  $\hat{m}$   
 $\hat{m} = Dek_G(\hat{c})$
3. Vypočítáme původní zpráva  $m$ :  $m = \hat{m}S^{-1}$

---

<sup>16</sup> V původním článku je uvedeno maximálně  $t$ , nicméně v pozdějších pracích na toto téma se uvádí právě  $t$ . Důvody jsou vysvětleny v kapitole 3.4.

**Důkaz dešifrování**

Důkaz, že výsledkem dešifrování je opět původní zpráva je následující:

- V prvním kroku dešifrovacího algoritmu je možné rozepsat původní zprávu  $m$ :

$$\hat{c} = cP^{-1} = (m\hat{G} + z)P^{-1} = (mSGP + z)P^{-1} = \hat{c} = mSG + zP^{-1}$$

- Zavedeme substituci  $\hat{m} = mS$  a  $\hat{z} = zP^{-1}$ , potom

$$\hat{c} = mSG + zP^{-1} = \hat{m}G + \hat{z}$$

Z poslední rovnosti je vidět, že dekódováním je získán vektor  $\hat{m}$ , neboť  $\hat{z}$  je vektor s *Hammingovou vahou* maximálně  $t$  (matice  $P$  jen přehází jednotlivé bity vektoru  $z$ ).

$$Dek_G(\hat{c}) = \hat{m}$$

- V posledním kroku stačí opět dosadit výše použitou substituci:

$$\hat{m}S^{-1} = mSS^{-1} = m$$

Dešifrováním je tedy získána původní zpráva  $m$ .

**3.1.3 Základní vlastnosti kryptosystému**

V této kapitole probereme základní fakta a vlastnosti *kryptosystému*. Popíšeme způsoby uložení a velikost klíčů a hlavní výhody a nevýhody použití *McEliece*.

**3.1.3.1 Předpočítané matice**

Je vidět, že původní matice  $S$  a  $P$  se ve výpočtu nepoužívají a pro dešifrování jsou potřeba pouze jejich *inverze*. Je tedy možné tyto matice předpočítat a *soukromý klíč* je tak trojice kód s generující maticí  $G$ , matice  $S^{-1}$  a matice  $P^{-1}$ .

**3.1.3.2 Velikost klíčů**

Největší nevýhodou *kryptosystému McEliece* je velikost klíčů. Již v původním článku jsou navrhovány parametry  $n = 1024$ ,  $k = 524$  a  $t = 50$ <sup>17</sup>. Za použití těchto parametrů má matice  $S$  (respektive její inverze) 274576 b  $\approx$  268 kb a (inverze) matice  $P$  1048576 b = 1 Mb.

Matice  $P$  je ve skutečnosti velmi *řádká* – každý *řádek* (respektive i *sloupec*) obsahuje pouze jednu jedničku, jinak je nulová. Je to permutační matice a lze

<sup>17</sup> Jak bude zmíněno dále, velikost těchto parametrů je pro dnešní použití nedostatečná.

tak uchovat ve formě  $\log_2 n$   $n$ -bitových indexů. Pro výše zmíněné hodnoty je to 10240 b = 10 kb.

Při použití *binárních Goppa kódů* s těmito parametry je potřeba k uložení informace o použitém kódu  $\approx 26$  kb. Celkem se jedná o přibližně 300 kb dat pro uložení soukromého klíče

Pro uložení *veřejného klíče* (matice  $\hat{G}$ ) je třeba 536576 b = 524 kb dat.

Metody snížení velikosti klíčů *kryptosystému McEliece* jsou jedním z hlavních překážek pro rozšíření algoritmu a také jedním z hlavních cílů zkoumání tohoto *kryptosystému* a věnujeme se jim v kapitole 3.5.1.

#### 3.1.3.3 Rychlost algoritmů

Naopak jednou z největších výhod algoritmu *McEliece* je rychlost algoritmů pro šifrování i dešifrování. Šifrování je prosté násobení matice s vektorem, což je jednoduchá operace, kterou je navíc možné provádět paralelně či efektivně implementovat v hardwaru. Dešifrování používá též násobení matic, ale složitější operace je dekodování vektoru  $\hat{m}$ . Viz kapitola 3.4.2 a tabulka 3.3.

#### 3.1.4 Bezpečnost kryptosystému

Již v původním článku [1] *McEliece* zmiňuje dva možné útoky na navržený kryptosystém.

1. získání *soukromého* klíče ze znalosti *veřejného*
2. získání  $m$  bez nutnosti znát *soukromý* klíč

Nicméně je dobré již na tomto místě zmínit, že existují útoky využívající strukturu použitého kódu (tomuto tématu se věnuje kapitola 3.4.1.1).

##### 3.1.4.1 Získání soukromého klíče

U prvního způsobu je v článku zmíněno, že je třeba rozložit  $\hat{G}$  na  $G$ ,  $S$  a  $P$ . Matici  $\hat{G}$  je sice možné dekomponovat v polynomiálním čase, ale množství jednotlivých matic je pro velká  $n$  a  $k$  obrovské, a získat tak původní matice hrubou silou je *neschůdné*<sup>18</sup>.

##### 3.1.4.2 Získání původní zprávy

Druhý způsob znamená dekodovat původní zprávu  $m$  z přijaté zprávy  $c$ , která navíc obsahuje chybový vektor. Provést toto dekodování bez znalosti použitého kódu je *NP-těžký* problém [3].

---

<sup>18</sup> Např. jen počet možných *permutačních matic* je  $n!$ . Počet *generujících matic* závisí na zvoleném kódu.



**Naznačení problému**

V případě, že by byl chybový vektor *nulový*, platila by rovnost  $c = m\hat{G}$ . Výběrem  $k$  *dimenzí* (množina dimenzí  $\mathcal{K} \subset \{1, 2, \dots, n\}$  mající  $k$  prvků) vznikne  $\hat{G}_{\mathcal{K}}$  a  $c_{\mathcal{K}}$  z matice  $\hat{G}$  respektive vektoru  $c$ . Pokud je  $\hat{G}_{\mathcal{K}}$  regulární, lze řešit soustavu  $k$  nerovnic pro  $k$  neznámých  $(m_i)$  v polynomiálním (!) čase  $O(k^3)$ :

$$c_{\mathcal{K}} = m\hat{G}_{\mathcal{K}}$$

Za použití šifrovacího algoritmu *McEliece* je vektor  $c$  „zakrytý“ náhodným chybovým vektorem  $z$  *Hammingovy váhy*  $t$ . Potom pravděpodobnost, že  $c_{\mathcal{K}}$  (ve výběru  $k$  dimenzí) je bez chyby je  $(1 - \frac{t}{n})^k$  [1]. Pro  $O(k^3)$  operací pro vyřešení jedné soustavy rovnic je to přibližně:

$$O\left(\frac{n^3}{(1 - \frac{t}{n})^k}\right) = O\left(n^3 \left(\frac{n}{n-t}\right)^k\right)$$

Zlomek  $\frac{n}{n-t}$  je jistě větší než 1, tudíž pro velká  $k$  výrazně převyšuje druhý činitel a jedná se o *NP-těžký* problém.

Navíc není jasné,  *které z nalezených řešení odpovídá původní zprávě*  $m$ .

**3.2 Kryptosystém Niederreiter**

V roce 1986 publikoval *Harald Niederreiter* v [30] kryptosystém s veřejným klíčem využívající stejných principů jako kryptosystém *McEliece*. Tento kryptosystém je též založený na *lineárních kódech* a jeho bezpečnost též stojí na problému dekódování neznámého kódu. Na rozdíl však od kryptosystému *McEliece* používá k sestavení klíčů *kontrolní* matici místo matice *generující*.

**3.2.1 Generování klíčů**

Generování klíčů probíhá následovně:

1. Zvolíme *lineární kód*  $(n, k)$ , opravující  $t$  chyb s odpovídající  $(n - k) \times n$  *kontrolní maticí*  $H$ .
2. Vygenerujeme *náhodnou*  $(n - k) \times (n - k)$  *regulární* matici  $S$ .
3. Vygenerujeme *náhodnou*  $n \times n$  *permutační* matici  $P$ .
4. Vypočítáme  $(n - k) \times n$  matici  $\hat{H} = SHP$ .

Potom čísla  $k$ ,  $n$  a  $t$  jsou *veřejné parametry* systému, matice  $\hat{H}$  je *veřejný klíč* a kód s *kontrolní* maticí  $H$  a matice  $S$  a  $P$  jsou *soukromým klíčem*.

### 3.2.2 Algoritmy pro šifrování a dešifrování

V této podkapitole uvedeme algoritmy pro šifrování a dešifrování z [30] a důkaz toho, že dešifrovacím algoritmem je získána původní zpráva.

#### Šifrování

Šifrování zprávy probíhá následujícím způsobem:

1. Zpráva  $m$  dlouhá  $n$  bitů s *Hammingovou vahou* maximálně  $t$ . Tato zpráva reprezentuje *chybový vektor* pro použitý kód.
2. Šifrový text  $c$  (délky  $n-k$ ) spočteme jako *syndrom* zprávy  $m$  (respektive chyby) za použití matice  $\hat{H}$ :  $c = m\hat{H}^T$ .

**Poznámka:** Chybový vektor  $m$  požadované délky  $n$  a *Hammingovy váhy*  $t$  lze získat *zakódováním*<sup>19</sup> původní zprávy  $k$  zašifrování. Je vidět, že možných zpráv je pro  $t \ll n$  řádově méně než všech možných vektorů délky  $n$ . Způsob zakódování bude probírán níže při popisu získání *elektronického podpisu* pomocí tohoto *kryptosystému*.

#### Dešifrování

Obdržená šifrová zpráva  $c$  se dešifruje následujícím způsobem:

1. Vypočteme vektor  $\hat{c}$  délky  $n-k$ :  $\hat{c} = c \left( S^T \right)^{-1}$
2. Pomocí dekodovacího algoritmu použitého kódu získáme z  $\hat{c}$  chybový vektor  $\hat{m}$  (délky  $n$ ).
3. Původní zprávu  $m$  získáme výpočtem  $m = \hat{m} \left( P^T \right)^{-1}$

**Poznámka:** Stejně jako je tomu u *kryptosystému McEliece*, je možné hodnoty  $\left( P^T \right)^{-1}$  a  $\left( S^T \right)^{-1}$  předpočítat. Navíc inverzi  $P$  je opět možné uložit jako  $\log_2 m$   $n$ -bitových hodnot, jelikož se jedná o permutaci. Soukromý klíč je tak trojice kód s kontrolní maticí  $H$ , matice  $\left( P^T \right)^{-1}$  a matice  $\left( S^T \right)^{-1}$ .

#### Důkaz dešifrování

Důkaz, že výsledkem dešifrování je opět původní zpráva je následující:

- V prvním kroku dešifrovacího algoritmu je možné výpočet rozepsat následujícím způsobem:

$$\hat{c} = c \left( S^T \right)^{-1} = m \hat{H}^T \left( S^T \right)^{-1} = m P^T H^T S^T \left( S^T \right)^{-1} = m P^T H^T$$

---

<sup>19</sup> Zde nejsou na mysli samoopravné kódy, ale pouze jednoznačné zakódování zprávy.

- Zavedeme substituci  $\hat{m} = mP^T$ , potom  $\hat{c} = \hat{m}H^T$ , což odpovídá výpočtu *syndromu* pro použitý kód. Jelikož  $\hat{m}$  je pouze *permutovaná* původní  $m$ , má *Hammingovu váhu*  $t$  a pomocí dekodovacího algoritmu získáme  $\hat{m}$  jako *chybový vektor*.
- Nakonec se jen vynásobí inverzí matice  $P^T$

### 3.2.3 Vlastnosti kryptosystému

Kryptosystém *Niederreiter* je variantou asymetrického kryptosystému založeného na lineárních kódech, podobně jako kryptosystém *McEliece*. Šifrovým textem není zakódované slovo, jak je tomu u *McEliece*, nýbrž *syndrom* chybového vektoru, který je možné dekodovat pouze za znalosti skrytého lineárního kódu.

V [42] byla dokázána ekvivalence složitosti prolomení tohoto kryptosystému s kryptosystémem *McEliece*. Útočník, který dokáže prolomit jeden ze systémů dokáže prolomit i druhý. Další informace jsou k nalezení v [30, 13].

## 3.3 Elektronický podpis

V původním článku od *Roberta McEliece* [1] bylo zmíněno, že tímto navrženým kryptosystémem nelze získat schéma pro *elektronický podpis*. Původní algoritmy byly navrženy pouze pro *asymetrické šifrování*. Až v roce 2001 byl v [13] publikován postup pro získání elektronického podpisu za pomoci asymetrického kryptosystému založeného na samoopravných kódech.

### 3.3.1 Překážky pro použití McEliece pro podepisování

Abychom mohli využít algoritmus pro dešifrování jako algoritmus *podepisování*, bylo by potřeba, aby vektor  $c$  (resp.  $\hat{c}$ ) bylo možné dekodovat na kódové slovo. Nicméně pro původně navrhované parametry je poměr počtu vektorů délky  $n$  v *Hammingově vzdálenosti*  $t$  od kódových slov ku všem vektorům délky  $n$  téměř nulový. Takový algoritmus pro podepisování by prakticky vždy selhal a nebylo by možné získat žádný výstup jako *podpis*.

Konkrétně pro navrhované parametry  $n = 1024$ ,  $t = 50$  (a  $k = 524$ ) je počet vektorů do *Hammingovy vzdálenosti* 50 od všech kódových slov:

$$2^{524} \sum_{i=0}^{50} \binom{1024}{i} \approx 2^{808}$$

Počet všech vektorů délky 1024 je  $2^{1024}$ . Tedy pravděpodobnost, že vektor délky 1024 půjde algoritmem *dekódovat* je přibližně  $2^{-216}$  [1].

Algoritmus *Niederreiter* selhává naprosto stejným způsobem [13].

### 3.3.2 Schéma pro elektronický podpis

V roce 2001 autoři *Courtois* a spol. v [13] publikovali postup, jakým lze získat z kryptosystému založeném na lineárních kódech schéma pro *elektronický podpis*. Autoři zmiňují, že je možné stejným způsobem využít i kryptosystém *McEliece*, nicméně kvůli délce výsledného *podpisu* je mnohem praktičtější využít kryptosystém *Niederreiter*.

#### 3.3.2.1 Vyhovující parametry

V článku je dokázán vzorec pro pravděpodobnost, že náhodný *syndrom* délky  $n - k$  (a při použití *Goppa kódů*) je možné dekódovat je

$$\mathcal{P} = \frac{N_{\text{dekódovatelné}}}{N_{\text{celkem}}} \approx \frac{\frac{n^t}{t!}}{n^t} = \frac{1}{t!}$$

A závisí tedy pouze na počtu chyb  $t$ . V článku je popsána volba parametrů<sup>20</sup> a pro bezpečnost odpovídající 80 bitům symetrické šifry jsou zvoleny parametry  $n = 2^{16}$  a  $t = 9$ . Pravděpodobnost, že pro zadané parametry bude náhodný vektor možné dekódovat jako *syndrom* je  $\frac{1}{9!} \approx 2^{-19}$ . Pro získání platného *syndromu* bude tedy nutné v průměru vygenerovat  $2^{19}$  vektorů.

#### 3.3.2.2 Popis schématu

Dle kapitoly výše je nutné získat několik ( $9!$ ) vektorů k odpovídajícímu *dokumentu*, který je třeba *podepsat*. To je možné zajistit jednoduše použitím *hashovací* funkce  $h$  s tím, že je společně s dokumentem hashován i náhodný index  $i$ . Ten je možné postupně zvyšovat, dokud výstup  $h$  nebude možné *dekódovat* a získat odpovídající chybový vektor  $z$ . Jak ukážeme dále, hodnota  $i$  bude třeba pro ověření podpisu a je nutné tuto hodnotu k podpisu připojit.

#### Značení

Nechť  $h$  je kryptograficky bezpečná *hashovací* funkce, jejíž výstup je dlouhý přesně  $n - k$  bitů. Dále  $D$  je dokument, který je třeba *podepsat* a  $s = h(D)$  *hash* (*otisk*) dokumentu. Zřetězení  $s$  a  $i$  bude značeno jako  $(s|i)$  a  $s_i = h(s|i)$  je tedy *otisk* dokumentu za použití odpovídajícího *indexu*  $i$ . Nejmenší  $i$  takové, že  $s_i$  lze dekódovat, bude značeno  $i_0$ . Odpovídající  $s_{i_0}$  je tedy *syndrom*, který bude použitý pro podpis  $D$ . Nakonec chybový vektor  $z$  odpovídá *syndromu*  $s_{i_0}$  a podpis  $S$  je tedy dvojice  $S = (z|i_0)$

#### Délka podpisu

Délka podpisu závisí na uložení dat  $z$  a  $i_0$ . Vektor  $z$  je chybový vektor odpovídajícího samoopravného kódu. Jeho *Hammingova váha* je  $t$  a je tedy velmi řídký. Existuje pouze  $\binom{n}{t}$  vektorů *váhy*  $t$  a délky  $n$  a je tedy možné tento řídký

---

<sup>20</sup> S ohledem na útok *Canteaut-Chabaud* [11].

vektor komprimovat. V [13] je uvedeno, jak všechny možné vektory seřadit a vyjádřit tak konkrétní vektor pouze jeho *indexem*  $I_z$ . Takový *index* je pak možno uložit v  $\log_2 \binom{n}{t}$  bitech.

Index  $i_0$  bude zabírat v průměru  $\log_2 t!$  bitů a nelze ho uložit žádným kompaktnějším způsobem.

Pro konkrétní uvedený příklad ( $n = 2^{16}$ ,  $t = 9$ ) je pak průměrná velikost podpisu  $S = (I_z|i_0) : \log_2 \binom{2^{16}}{9} + \log_2 9! = 125.5 + 18.4 = 144$  b.

### 3.3.3 Algoritmy schématu pro digitální podpis

#### Algoritmus pro podepisování

Podpis sestojíme následujícím způsobem:

- Vypočítáme *hash*  $s$  dokumentu  $D$ :  $s = h(D)$ .
- Nalezneme nejmenší  $i$  ( $i_0$ ) takové, že  $s_i = h(s|i)$  lze dekodovat.
- Použijeme *Niederreiterův* algoritmus pro dešifrování k nalezení chybového vektoru  $z$ , že  $z\hat{H}^T = s_{i_0}$
- Převédeme  $z$  na index  $I_z$ .
- Použijeme  $S = (I_z|i_0)$  jako podpis dokumentu  $D$ .

#### Algoritmus pro ověření

Ověření probíhá následujícím způsobem:

- Převédeme index  $I_z$  zpět na vektor  $z$ .
- Spočítáme  $s_1 = z\hat{H}^T$  pomocí veřejného klíče  $\hat{H}$
- Spočítáme *hash*  $s_2 = h(h(d)|i_0)$
- Pokud se  $s_1$  a  $s_2$  shodují, podpis je platný.

**Poznámka:** Bezpečnost schématu pro elektronický podpis závisí na jednosměrné funkci dekodování syndromu. Tuto operaci není možné provést bez znalosti *soukromého klíče* – matic  $H$ ,  $S$  a  $P$  [30, 42].

V případě použití kryptosystému *McEliece* pro získání podpisu, bychom ve třetím kroku algoritmu pro podepisování místo *syndromu* slovo délky  $k$ . Při zvolených parametrech ( $n = 2^{16}$  a  $t = 9$ ) je  $k$  rovno  $2^m - mt = 2^{16} - 16 \cdot 9 = 64$  kb, což je velikost pro podpis prakticky nepřijatelná (často by byl podpis delší než původní *dokument*).

### 3.4 Kryptoanalýza systému McEliece

Již v původním článku [1] byly naznačeny 2 aspekty, díky kterým je možné považovat kryptosystém McEliece *bezpečný*:

1. Problém nalezení kódového slova *obecného lineárního kódu* s minimální vzdáleností k danému vektoru – *problém obecného dekódování* – je *NP-těžký* [3]
2. Není znám žádný algoritmus, který by *bez znalosti tajných parametrů* dokázal nalézt kódové slovo efektivněji, než *za použití obecného kódu*.

Druhý z těchto aspektů neplatí za použití libovolného kódu, jak bude ukázáno v kapitole 3.4.1.1. Při použití některých lineárních kódů je možné odhalit strukturu použitého kódu.

I přes tato tvrzení je nutné zvolit parametry  $n$ ,  $k$  a  $t$  tak, aby útok hrubou silou byl časově (a případně i prostorově) neschůdný. Volbu bezpečných parametrů probíráme v kapitole 3.4.2.

#### 3.4.1 Útoky na McEliece

V této kapitole uvedeme některé z útoků na kryptosystém *McEliece*. Dle [15] se útoky dají rozdělit do dvou hlavních kategorií:

- útoky na soukromý klíč
- útoky na šifrový text

Do první kategorie spadají útoky na strukturu použitého kódu a *Support Splitting Algorithm* [36]. Jedná se o útoky, ve kterých útočník ze znalosti *veřejného klíče* sestrojí klíč *soukromý*. Do druhé kategorie spadají útoky, které nezjišťují *soukromý klíč*, ale z *šifrovaného textu* odhalují text *otevřený*. To zahrnuje *útok s informační množinou*, navržený již Robertem McEliece, *nalezení kódového slova s nízkou vahou* a další útoky na kryptosystém *McEliece*.

Nerozumné použití kryptosystému vede na zneužití několika *slabin*, které jsou probrány ve zvláštní kapitole 3.4.3<sup>21</sup>.

##### 3.4.1.1 Útoky na strukturu použitého kódu

V historii byly zaznamenány pokusy o sestrojení *soukromého klíče* za použití jiných lineárních kódů než *Goppa kódů*. Tyto návrhy vznikají hlavně kvůli zredukování velikosti klíčů, které jsou za použití *Goppa kódů* obrovské. Většina z těchto návrhů ale byla shledána jako nedostatečně bezpečná pro použití v asymetrické kryptografii.

---

<sup>21</sup> Nejedná se totiž o útoky na kryptosystém ale spíše o nepříjemné *vlastnosti* kryptosystému, se kterými je nutné počítat.

V původním článku, kde byl definován kryptosystém *Niederreiter*, bylo navrženo použití *zobecněných Reed-Solomon (GRS) kódů* [30]. V [38] bylo prokázáno, že je možné skrytou strukturu *GRS* kódu odhalit v polynomiálním čase. Stejně podmínky platí i pro použití v kryptosystému *McEliece*.

Použití tzv. *Alternantních* či dalších kódů, používajících kompaktní uložení klíčů bylo prolomeno *algebraickou a strukturální kryptoanalýzou* [16, 17, 41].

#### 3.4.1.2 Support Splitting Algorithm

Tento algoritmus, navržený Nicolasem Sendrier, dokáže v *polynomiálním čase* (přibližně  $O(n^4)$ ) určit, zda 2 lineární kódy jsou *permutačně ekvivalentní* [36].

**Definice 15** *Nechť existují dva lineární kódy  $K_1$  a  $K_2$ . Říkáme, že tyto kódy jsou permutačně ekvivalentní, pokud všechna kódová slova kódu  $K_1$  lze převést na kódová slova  $K_2$  použitím stejné permutace bitů (pozic)  $P$ .*

Pokud má útočník k dispozici *Goppa kód* (určený polynomem  $g$ ), dokáže v polynomiálním čase rozhodnout, jestli je permutačně ekvivalentní s kódem, který generuje *veřejný klíč*  $\hat{G}$ . Pokud by bylo množství možných *Goppa polynomů* – resp. *Goppa kódů* – nízké, útočník by mohl hrubou silou odhalit použitý *Goppa kód*. Z tohoto důvodu je nutné, aby generované *Goppa polynomy* měly koeficienty z větších binárních těles. Čím větší budou vnitřní tělesa, tím více existuje možných (ireducibilních) polynomů a není tak možné projít všechny možnosti hrubou silou [35].

#### 3.4.1.3 Útok s informační množinou

*Útok s informační množinou* (*Information Set Decoding attack – ISD*) byl popsán již v původním článku *Roberta McEliece* [1] a zmíněn v kapitole 3.1.4. Později byl tento útok formalizován a zobecněn v [24].

Útok je založen na výběru  $k$  sloupců – dimenzí – (množina  $K \subset \mathbb{N}_n$  s  $k$  prvky) z veřejně známé matice  $\hat{G}$  tak, aby vzniklá matice  $\hat{G}_K$  byla *regulární* a bylo možné vyřešit vzniklou soustavu rovnic

$$c_K = m\hat{G}_K$$

Tomuto útoku brání fakt, že útočník neví, které bity šifrovaného textu jsou (v průběhu šifrování) „zamaskované“ vygenerovaným náhodným vektorem  $z$ . Případný útočník tak zároveň musí vybrat dimenze takové, které nejsou zatížené tímto chybovým vektorem.

Autoři *Lee* a *Brickell* zobecnili tento útok tak, že není nutné vybrat množinu dimenzí, která neobsahuje chybu. Pokud bude množství chyb malé, je možné tento fakt do algoritmu započítat a bity vektoru  $c$  respektive  $c_K$  invertovat.

Pravděpodobnost, že výběr  $k$  dimenzí bude obsahovat maximálně  $j$  chyb je

$$\mathcal{P}_j = \frac{N_{\text{max. } j \text{ chyb}}}{N_{\text{celkem}}} = \frac{\sum_{i=0}^j \binom{t}{i} \binom{n-t}{k-i}}{\binom{n}{k}}$$

A počet všech vektorů  $e_K$ , jejichž *Hammingova váha* je menší než  $j$  (tedy počet vektorů, které je třeba vyzkoušet a zprávu  $c$  dle tohoto vektoru invertovat) je

$$N_j = \sum_{i=0}^j \binom{k}{i}$$

Pokud je možné řešit soustavu  $k$  lineárních rovnic v  $O(k^3)$  počtu kroků, je asymptotická složitost tohoto útoku

$$W_j = O\left(\mathcal{P}_j^{-1} \left(k^3 + kN_j\right)\right)$$

V průměru je totiž provést  $\mathcal{P}_j^{-1}$  výběrů dimenzí, pro každý výběr provést v průměru  $kN_k$  invertování bitů a nakonec vyřešit soustavu rovnic – pokud je řešitelná.

Autoři uvádí, že pro minimalizaci  $W_j$  je při rozumných velikostech kódů volit  $j = 2$ . Tento útok v době publikování snížil složitost útoku na *kryptosystém McEliece* přibližně  $2^{11}$ -krát [24].

#### 3.4.1.4 Nalezení kódového slova s nízkou vahou

Jako nejúspěšnější útok na nalezení tajné zprávy se v posledních letech jeví tzv. *útok nalezením slova s nízkou vahou*. Z definice šifrování je známo, že  $c$  leží ve *vzdálenosti*  $t$  od *nějakého* kódového slova. Sestrojíme nový kód  $\mathcal{K}'$  s generující maticí  $\hat{G}'$  tak, že k matici  $\hat{G}$  přidáme šifrový text  $c$  jako další řádek matice

$$\hat{G}' = \begin{pmatrix} \hat{G} \\ c \end{pmatrix} = \begin{pmatrix} \hat{G} \\ m\hat{G} + z \end{pmatrix}$$

Původní kód generovaný maticí  $\hat{G}$  měl *kódovou vzdálenost* minimálně  $2t+1$  a nově vzniklý kód  $\mathcal{K}'$  má *kódovou vzdálenost*  $t$ . Navíc jediný vektor, s vahou  $t$  je neznámý chybový vektor  $z$  (který je potřeba k úspěšnému dekódování či útoku *ISD*).

Cílem tohoto útoku je tedy nalézt kódové slovo  $z$  (s nejnižší vahou) z výše definovaného kódu  $\mathcal{K}'$ . Algoritmy představené v [25, 39, 11] nejdříve hledají kódová slova v redukováném kódu  $\mathcal{K}'_S$ , který vznikne výběrem náhodnou množinou dimenzí  $S$  z matice  $\hat{G}'$ . Poté je nutné tato kódová slova rozšířit do původního kódu  $\mathcal{K}'$  a zkontrolovat, zda mají požadovanou *váhu*.

Algoritmy představené autory *Leon* [25], *Stern* [39] a *Canteaut* a *Chabaud* [11] se liší hlavně ve způsobu výběru dimenzí  $S$ . Poslední z představených algoritmů dosahuje nejlepších výsledků.



#### 3.4.1.5 Další útoky

Existují též návrhy dalších útoků jako jsou například statistické útoky [20] či útok založený na *bodových mřížích* [10]. Jako další zdroje pro zkoumání těchto útoků jsou doporučeny články [35, 15].

#### 3.4.2 Bezpečné parametry

Pro dosažení určité míry bezpečnosti se používá pojem *počet bitů bezpečnosti* (či *míra bezpečnosti*). Tato jednotka odpovídá počtu bitů klíče symetrické šifry, které by útočník musel hrubou silou prolomit. Jinými slovy, pokud nějaká šifra (s danou velikostí klíče) odpovídá  $n$  bitům bezpečnosti, je třeba vynaložit  $O(2^n)$  operací.

Obecně je považováno *128 bitů bezpečnosti* za dostatečné pro *střednědobé* a *256 bitů* pro *dlohodobé* účely. Méně než *80 bitů* je pro bezpečné uchování informací prakticky nepoužitelné, jelikož takto „silný“ algoritmus lze (či půjde) prolomit v dostatečně krátkém čase (méně než desítky let) [31].

Kryptosystém *McEliece* má na rozdíl např. od *RSA* několik parametrů –  $n$ ,  $k$ ,  $t$  – a celkové množství variant je tedy velmi mnoho. Odhady složitostí jednotlivých útoků se navíc celkem liší, a proto v této kapitole uvádíme několik tabulek z různých zdrojů, které odhadují *míru bezpečnosti* kryptosystému *McEliece*.

Tabulka 3.1 shrnuje parametry kryptosystému *McEliece* pro dosažení požadované míry bezpečnosti dle [6] a tabulka 3.2 dle [35]. Tyto tabulky obsahují informaci o velikosti *veřejného klíče* v *systematické formě*. Tabulka 3.3 inspirovaná z [15, 31] porovnává asymptotické složitosti šifrování a dešifrování kryptosystému *McEliece* a *RSA*.

*Míra bezpečnosti* původního navrženého kryptosystému (1024, 524, 50) se dle [11, 35] pohybuje mezi 50-60 *bity bezpečnosti* a tyto parametry jsou tedy pro praktické použití nedostatečné.

#### 3.4.3 Slabiny kryptosystému

V této kapitole shrneme známé slabiny kryptosystému *McEliece*, se kterými je nutné počítat a praktické použití šifrování pomocí *McEliece* náležitě upravit. Většina z těchto slabin umožňuje útok pomocí (adaptivně) voleného šifrovaného textu – tzv. *CCA2* útok,

Těmto slabinám se dá vyhnout díky použitím *CCA2* bezpečné konverzi šifrovaného textu, kterou popíšeme v kapitole 3.5.2.

##### 3.4.3.1 Malleability

Použití šifrování tak, jak je definováno v kapitole 3.1.2 umožňuje deterministickým způsobem změnit (neznámou) zašifrovanou zprávu – tzv. *malleability*.

### 3. KRYPTOSYSTÉM McELIECE

Míra bezpečnosti	Parametry $(n, k, t)$	Velikost klíče
80 b	(1632, 1269, 33)	450 kb
128 b	(2960, 2288, 56)	1502 kb
256 b	(6624, 5129, 115)	7488 kb

Tabulka 3.1: Míra bezpečnosti *McEliece* dle [6]

Míra bezpečnosti	Parametry $(n, k, t)$	Velikost klíče
50 b	(1024, 524, 50)	256 kb
80 b	(2048, 1696, 32)	583 kb
128 b	(3178, 2384, 68)	1849 kb
128 b	(4096, 3604, 41)	1732 kb
256 b	(6944, 5208, 136)	8829 kb

Tabulka 3.2: Míra bezpečnosti *McEliece* dle [35]

Kryptosystém	Parametry	Míra bezpečnosti	Velikost klíče	Složitost	
				šifr.	dešifr.
<i>RSA</i>	1024b modul	$\sim 80$ b	1 kb	$2^{30}$	$2^{30}$
	2048b modul	$\sim 112$ b	2 kb	$2^{33}$	$2^{33}$
	4096b modul	$\sim 145$ b	4 kb	$2^{36}$	$2^{36}$
<i>McEliece</i>	(2048, 1608, 40)	$\sim 98$ b	691 kb	$2^{20}$	$2^{23}$
	(2048, 1278, 70)	$\sim 110$ b	961 kb	$2^{20}$	$2^{24}$
	(4096, 2056, 170)	$\sim 184$ b	4096 kb	$2^{22}$	$2^{26}$

Tabulka 3.3: Porovnání *McEliece* a *RSA* dle [15, 31]

Zašifrovanou zprávu  $c_1$  veřejným klíčem  $\hat{G}$  jsme zkonstruovali (dle definice)  $c_1 = m_1 \hat{G} + z$ , kde  $z$  je náhodný chybový vektor. Pokud tuto zprávu  $c_1$  zachytí útočník, může ji pozměnit následujícím způsobem:

- Připraví (otevřená) zpráva  $m_1$
- Tuto zprávu „zašifruje“ veřejným klíčem  $\hat{G}$ , ale nepoužije se chybový vektor  $z$ :  $c_2 = m_2 \hat{G}$
- K původní zašifrované zprávě  $c_1$  přičte novou zprávu  $c_2$ :  $c = c_1 + c_2$
- Odešle vzniklou zprávu  $c$  původnímu účastníkovi.

Dešifrování proběhne naprosto bezchybným způsobem, ale účastník získá místo původní zprávy  $m_1$  podvrženou zprávu  $m_1 + m_2$ .

$$\begin{aligned} D_G(c) &= D_G(c_1 + c_2) = \\ &= D_G((m_1\hat{G} + z) + m_2\hat{G}) = \\ &= D_G((m_1 + m_2)\hat{G} + z) = \\ &= (m_1 + m_2) \end{aligned}$$

Podobnou slabinu mají i algoritmy *RSA* či *ElGamal* [47]. Stejně jako u těchto algoritmů (např. *OAEP* pro *RSA*) i pro *McEliece* se dá tomuto útoku efektivně bránit předem daným formátem zprávy a *paddingem*.

#### 3.4.3.2 Opakované šifrování stejné zprávy

Pokud je jedna otevřená zpráva dvakrát zašifrovaná stejným klíčem, je možné ji s velkou pravděpodobností odhalit [9]. Pro každé šifrování je generován náhodný (a pravděpodobně tedy jiný) chybový vektor  $z$ . Sečtením dvou různých šifrových textů jedné zprávy tak získáme součet náhodných chybových vektorů:

$$c_1 + c_2 = (m\hat{G} + z_1) + (m\hat{G} + z_2) = z_1 + z_2$$

Váha každého z vektorů je  $t$  a délka  $n$ . Sečtením dvou šifrových textů tak získáme vektor váhy maximálně  $2t$ . Tento výsledný vektor pak obsahuje binární 1 na pozicích, kde se vyskytují 1 právě v jednom z chybových vektorů. Jelikož jsou chybové vektory velmi řídké, je velmi pravděpodobné, že výsledný vektor bude mít váhu právě  $2t$ . Pokud by vektory  $z_1$  a  $z_2$  obsahovaly 1 na stejných pozicích, váha výsledného vektoru by byla o 2 menší za každou takovou shodu. Počet možností chybového vektoru  $z_1$  je pak řádově nižší –  $\binom{2t}{t}$  místo původních  $\binom{n}{t}$ <sup>22</sup> – a útok s *informační množinou* je tak řádově jednodušší.

Dle stejného principu stačí znát *rozdíl* mezi dvěma zprávami. Označme tento rozdíl jako  $\Delta m = m_1 + m_2$ . Sečtením dvou odpovídajících šifrových textů získáme:

$$c_1 + c_2 = (m_1\hat{G} + z_1) + (m_2\hat{G} + z_2) = \Delta m\hat{G} + z_1 + z_2$$

Ze znalosti  $\Delta m$  a veřejného klíče je možné opět získat součet chybových vektorů  $z_1 + z_2$  a provést stejný útok na obě zprávy  $m_1$  a  $m_2$ , jak bylo uvedeno výše.

---

<sup>22</sup> Pro praktické parametry kryptosystému platí  $n \gg t$ .

### 3.4.3.3 Znalost části otevřeného textu

Složitost útoku na šifrovanou zprávu lze též velmi zjednodušit, pokud útočník bude znát alespoň část otevřeného textu. Necht množina  $\mathcal{I} \subset \{1, 2, \dots, k\}$  reprezentuje pozici bitů, které útočník zná. Potom  $\mathcal{J}$  je doplněk této množiny  $\mathcal{I}$  a zašifrovanou zprávu  $c$  lze rozdělit (dle dimenzí):

$$c = m\hat{G} + z = m_{\mathcal{I}}\hat{G}_{\mathcal{I}} + m_{\mathcal{J}}\hat{G}_{\mathcal{J}} + z$$

a tedy:

$$c + m_{\mathcal{I}}\hat{G} = m_{\mathcal{J}}\hat{G}_{\mathcal{J}} + z$$

$$\bar{c} = m_{\mathcal{J}}\hat{G}_{\mathcal{J}} + z$$

respektive:

$$\bar{c} = m_{\mathcal{J}}\hat{G}_{\mathcal{J}} + z_{\mathcal{J}}$$

Stačí tedy útočit na dimenze určené množinou  $\mathcal{J}$  a velikost *informační množiny* je tak zkrácena z  $k$  na velikost množiny  $\mathcal{J}$ .

### 3.4.3.4 Hádání chybových bitů

Tento útok je též označován jako tzv. „reakční útok“. Pro provedení tohoto útoku je třeba mít k dispozici *dešifrovací orákulum* a útočník musí být schopen rozlišit kdy došlo k chybě v dešifrování a kdy byla zpráva v pořádku dešifrována<sup>23</sup>.

Útočník, který zachytí zašifrovanou zprávu  $c$ , k ní přičte vektor s *Hammingovou vahou* 1:  $(0 \dots 010 \dots 0)$ . Takto upravenou zprávu odešle *orákulu* a pozoruje, jestli došlo k úspěšnému dešifrování či nikoliv. Pokud dešifrování selhalo, je jasné, že odeslaná upravená zpráva obsahovala  $t + 1$  chyb a nebylo možné přijatou zprávu dekodovat. Pokud dešifrování proběhne v pořádku, upravená zpráva obsahovala  $\leq t$  chyb, což znamená, že vektor, kterým byla zpráva upravena, odpovídá jednomu z náhodných bitů chybového vektoru  $z$ .

Útočník tímto způsobem může bit po bitu vyzkoušet úspěšnost dešifrování upravené zprávy a zrekonstruovat chybový vektor  $z$  v  $O(n)$  krocích. Za znalosti chybového vektoru je pak odhalení tajné zprávy  $m$  otázka vyřešení soustavy  $k$  rovnic v  $O(k^3)$  krocích.

Jako účinné zabránění tohoto útoku se nabízí vyžadovat, aby zašifrovaná zpráva obsahovala *přávě*  $t$  chyb. Při šifrování se to dá velmi snadno zařídit a při dešifrování pak stačí zkontrolovat *váhu* chybového vektoru (který je získán při dekodování) a pokud není rovna  $t$ , je jasné, že nastalo k manipulaci se šifrovým textem.

---

<sup>23</sup> Podobně jako např. útok *Padding Oracle* u blokových šifer [47].

## 3.5 Moderní varianty a úpravy

Použití kryptosystému *McEliece* tak, jak byl popsán na začátku kapitoly 3 by bylo pro účely šifrování velmi nerozumné a nepraktické. To hlavně z důvodu slabin, kterými algoritmus trpí (kapitola 3.4.3) a velikosti klíčů, které jsou v základní variantě větší než je nezbytně nutné. V následujících kapitolách probereme několik úprav *kryptosystému* pro jeho praktické použití.

### 3.5.1 Metody na snížení velikosti klíčů

Jednou z hlavních nevýhod kryptosystému *McEliece* jsou obrovské klíče, které reprezentují lineární kódy velkých rozměrů (*Goppa kódy*) a matice odpovídající velikosti, které mají za úkol schovat strukturu použitého kódu. Metody na snížení velikosti klíčů se zaměřují hlavně na použití kódů, které je možné definovat kompaktním způsobem a způsob uložení či generování matic  $S$  a  $P$ .

Zatím byly všechny pokusy vyměnit původní *Goppa kódy* jinými, kompaktnějšími lineárními kódy, neúspěšné. Nalezly se slabiny ve struktuře kódu, které lze využít pro jejich sestrojení bez znalosti tajných matic  $S$  a  $P$  (viz kapitola 3.4.1.1. Jediné alternativní kódy, jejichž použití zatím nebylo prolomeno, jsou *kvazi-dyadické Goppa kódy*, které zmíníme v kapitole 3.5.1.2 a *MDPC kódy* v kapitole 3.5.1.3.

Kromě definovaného kódu jsou v *soukromém klíči* obsažené též dvě velké matice  $S$  a  $P$ . Snížením velikosti těchto matic se zabývá následující kapitola.

Veřejný klíč je pouze jedna matice – „zamaskovaná“ generující  $n \times k$  matice  $\hat{G}$ . Jako jediný způsob pro snížení počtu bitů tohoto veřejného klíče je uložení matice v *systematické formě*. V takovém případě není třeba udávat prvních  $k$  sloupců – je jasné, že odpovídají *jednotkovým maticím*  $I_k$ . Při použití matice  $\hat{G}$  v *systematické formě* se tedy ušetří  $k^2$  bitů, což při rozumných parametrech odpovídá až 75 % velikosti matice  $\hat{G}$ . Aby byla zachována bezpečnost kryptosystému při použití takové matice, je nutné použít *CCA2-odolnou* konverzi (viz kapitola 3.5.2).

#### 3.5.1.1 Význam matic $S$ a $P$

Jak jsme již zmínili v kapitole 3.1.3.2, *permutační* matici  $P$  není nutné ukládat jako matici bitů, ale pouze jako *indexy* permutace a velikost klíče tak komprimovat. Matice  $S$  je náhodná regulární matice a z definice nejde nijak komprimovat. Při hardwarové implementaci v [32] bylo ale efektivně využito *CSPRNG* jako *generátoru* této matice. Jednoznačnost matice  $S$  je zde vyjádřena pomocí tajného *seedu* pro *CSPRNG*.

Ač byl *kryptosystém* navržený s maticemi  $S$  a  $P$  pro *ukrytí generující* matice  $G$ , tak v [15] bylo ukázáno, že matice  $S$  nemá žádnou bezpečnostní účel pro skrytí matice  $G$ . Naopak matice  $P$  je velmi důležitá a prozrazení této permutace by znamenalo prozrazení *soukromého klíče*.

### 3.5.1.2 Kvazi-dyadické Goppa kódy

Jako jedna z úspěšných metod na zkrácení klíčů se v posledních letech jeví použití *kvazi-dyadických Goppa kódů* [28].

**Definice 16** *Dyadická matice:*

- Každá  $1 \times 1$  matice je dyadická.
- Necht  $A$  a  $B$  jsou  $2^{k-1} \times 2^{k-1}$  dyadické matice, pak  $2^k \times 2^k$  matice

$$H = \begin{pmatrix} A & B \\ B & A \end{pmatrix}$$

je také dyadická.

**Definice 17** *Kvazi-dyadická matice:* Matice, která není dyadická, ale skládá se z dyadických submatic je kvazi-dyadická.

Dyadická matice  $H$  lze jednoznačně vyjádřit pomocí jediného (prvního) řádku matice. Z definice lze zkonstruovat celou původní matici  $H$ . Kvazi-dyadická matice lze tak vyjádřit pomocí prvních řádků *dyadických* submatic.

V [28] autoři ukázali, že je možné sestrojít (binární) *Goppa kód*, který má kontrolní matici v *dyadické* formě – tzv. *dyadický Goppa kód*. Takto sestrojený kód by ale bylo velmi snadné zrekonstruovat z veřejného klíče a navrhli tak použití *kvazi-dyadického Goppa kódu* – s kontrolní maticí v *kvazi-dyadické* formě.

S použitím *kvazi-dyadických Goppa kódů* je dosaženo  $n$  krát menších klíčů než za použití obecných (binárních) *Goppa kódů* [28]. Implementace *kryptosystému* s *kvazi-dyadickými Goppa kódy* lze nalézt např v [32, 23]

### 3.5.1.3 MDPC McEliece

Jedna z nejnovějších variant kryptosystému *McEliece* je použití *Moderate Density Parity-Check (MDPC)* kódů a kvazi-cyklických *MDPC* kódů. Autoři v [29] navrhli použití těchto kódů v roce 2013 a dokázali nalézt klíče o velikosti přibližně 4 kb (!), které odpovídají 80 bitům bezpečnosti.

### 3.5.2 CCA2-odolná konverze

V kapitole 3.4.3 jsme se zmínili, že základní varianta algoritmu *McEliece* trpí některými slabiny. Kvůli těmto slabinám by nebylo možné algoritmu prakticky (a opakovaně) využívat. Z tohoto důvodu bylo navrženo několik *konverzí*, které jsou odolné vůči útoku s *adaptivně voleným šifrovým textem* – *CCA2* odolné konverze.

Jsou známé *obecné* konverze pro asymetrické šifry odolné vůči útoku s *voleným šifrovým textem* (*CCA1*). Například známá a používaná konverze *OAEP* v kryptosystému *RSA*. Dále to jsou například konverze *Fujisaki-Okamoto* a *Pointcheval*.

Nicméně *K. Kobara* a *H. Imai* v [21] uvádí, že tyto konverze nejsou *CCA2*-odolné a tak stále tak umožňují např. *reakční útok* (viz kapitola 3.4.3). Sami pak navrhli 3 možné *CCA2*-odolné konverze, z nichž třetí – označená jako *Kobara-Imai  $\gamma$  konverze* – je nejúčinnější. Tato konverze  $\gamma$  je popsána algoritmem níže a ilustrována obrázkem 3.1.

### Značení

V následujícím algoritmu použijeme toto značení:

$(a b)$	zřetězení vektorů $a$ a $b$
$m$	otevřený text
$const$	veřejně známá konstanta
$r$	náhodné číslo ( <i>seed</i> )
$prep(m)$	funkce na doplnění zprávy na požadovanou délku (jednoznačný <i>padding</i> )
$hash(l)$	kryptograficky bezpečná <i>hashovací</i> funkce s výstupem délky $\log_2 \binom{n}{t}$ bitů
$rand(r)$	kryptograficky bezpečná funkce inicializovaná <i>seedem</i> $r$ , která vrací (pseudonáhodný) vektor ( <i>CSPRNG</i> )
$conv$	invertibilní konverze čísla $\leq \binom{n}{t}$ na odpovídající vektor délky $n$ a váhy $t$ (viz též kapitola 3.3.2)
$E_G(m, e)$	šifrovací algoritmus <i>McEliece</i> (vstupem je zpráva $m$ a chybový vektor $z$ )
$D_G(c)$	dešifrovací algoritmus <i>McEliece</i>
$MSB_n(l)$	$n$ nejvíce významných (levých) bitů vektoru $l$
$LSB_n(l)$	$n$ nejméně významných (pravých) bitů vektoru $l$

### Délky vektorů

Vektor	Délka
$y_1$	$\max( rand , n +  const )$
$y_2$	$\max( r ,  hash )$
$y_3$	$k$
$y_4$	$\log_2 \binom{n}{t}$
$y_5$	$n +  const  +  r  -  y_4  -  y_3 $

---

**Algoritmus 1** Konverze Kobara-Imai  $\gamma$

---

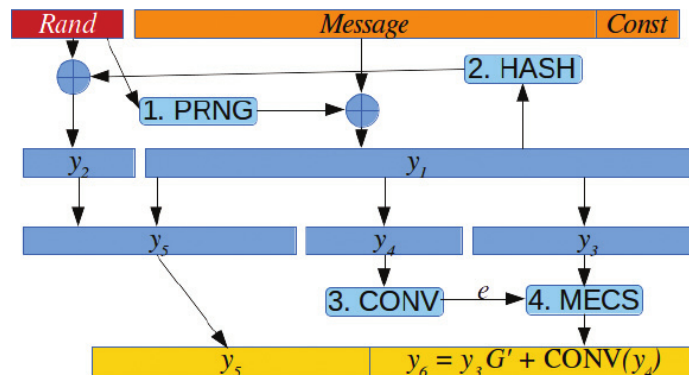
```

1: function ENCRYPT(  $m, r, const$  )
2:    $\bar{m} \leftarrow prep(m)$ 
3:    $y_1 \leftarrow rand(r) + (\bar{m}|const)$  ▷ 1.
4:    $y_2 \leftarrow r + hash(y_1)$  ▷ 2.
5:    $(y_5|y_4|y_3) \leftarrow (y_2|y_1)$ 
6:    $e \leftarrow conv(y_4)$  ▷ 3.
7:    $c \leftarrow (y_5|E_{\hat{G}}(y_3, e))$  ▷ 4.
8:   return  $c$ 
9: end function

1: function DECRYPT(  $c, const$  )
2:    $y_5 \leftarrow MSB_{|c|-n}$ 
3:    $(y_3, e) \leftarrow D_G(LSB_n(c))$  ▷ 4.
4:    $y_4 \leftarrow conv^{-1}(e)$  ▷ 3.
5:    $(y_2|y_1) \leftarrow (y_5|y_4|y_3)$ 
6:    $r \leftarrow y_2 + hash(y_1)$  ▷ 2.
7:    $(\bar{m}|const) \leftarrow y_1 + rand(r)$  ▷ 1.
8:   if  $\bar{const} = const$  then
9:     return  $prep^{-1}(\bar{m})$ 
10:  else
11:    return  $NULL$  ▷ zamítni  $c$ 
12:  end if
13: end function

```

---



Obrázek 3.1: Diagram CCA2-odolné konverze Kobara-Imai  $\gamma$  [35, 21]



### 3.5.3 Odolnost vůči kvantovým počítačům

Jeden z hlavních důvodů popularity algoritmu *McEliece* je fakt, není znám algoritmus pro kvantový počítač, který by dokázal kryptosystém prolomit rychleji, než na běžných počítačích [14]. Kryptosystém je tak zařazen mezi kandidáty asymetrické kryptografie pro tzv. *post-quantovou* dobu [8] a jeho varianta s kvazi-cyklickými *MDPC* kódy se vyskytla v draftu z roku 2016 společnosti *IEEE* mezi doporučenými *post-quantovými* asymetrickými kryptosystémy [37].



## Implementace

Pro implementaci kryptosystému *McEliece* v této práci jsme zvolili software *Wolfram Mathematica* [48]. Tento software jsme zvolili hlavně díky pohodlnosti některých matematických výpočtů a konstrukcí a také pro přehlednost výstupů.

Při implementaci *kryptosystému* se ukázaly nedostatky softwaru *Mathematica* a bylo nutné zpracovat problematiku (rozšířených) *konečných těles* a *binárních Goppa kódů*. Tyto dvě oblasti byly implementovány přímo v softwaru *Mathematica* tak, aby bylo možné jejich pohodlné použití i v jiných oblastech.

Celkově byla práce rozdělena do třech ucelených částí – (binární) *konečná tělesa*, (ireducibilní) *binární Goppa kódy* a *kryptosystém McEliece* –, kde každou z nich lze využít jako *balík* či *knihovnu* pro další výpočty. V následujících sekcích popíšeme jednotlivé části implementace, včetně použitých algoritmů a příkladů výpočtů. Příklady použití a zdrojové kódy implementace jsou k nalezení na přiloženém disku a též online na <https://github.com/VojtechMyslivec/mceliece-mathematica>.

### 4.1 Binární konečná tělesa

V této podkapitole pojednáváme o implementaci *binárních konečných těles* včetně jejich *rozšíření*. Zmíníme existující řešení v softwaru *Mathematica*, zvolenou implementaci a popíšeme implementované algoritmy.

#### 4.1.1 Existující řešení

Pro operace s *konečnými tělesy* v softwaru *Mathematica* byly prostudovány interní funkce pro operace s polynomy a externí balík `FiniteFields`. Vlastnosti těchto řešení popíšeme v následujících kapitolách.

#### 4.1.1.1 Operace s polynomy

Software *Mathematica* obsahuje funkce pro operace s polynomy nad reálnými (případně i komplexními) čísly. Většina těchto funkcí má volitelnou *možnost*<sup>24</sup> *Modulus*, díky které lze zajistit, aby operace s koeficienty byly prováděny nad celými čísly *modulo* zadané číslo  $p$ . Tímto způsobem je možné implementovat operace nad tělesy  $GF(p^n)$ , nicméně je téměř nemožné tímto způsobem implementovat *rozšířená tělesa* – polynomy nad polynomy.

Pro použití těchto funkcí (např. `ExtendedPolynomialGCD`, je třeba polynomu v úplném tvaru  $\sum a_i x^i$  – včetně  $x^i$  s tím, že  $x$  musí být nedefinovaný *symbol*<sup>25</sup>. Tento požadavek je celkem nepraktický, protože definování této proměnné kdekoli v programu by vedlo k nemožnosti použití těchto funkcí. Navíc udržovat si prvky ve formě např.  $x^6 + x^3 + x + 1$  místo 1001011 není pohodlné. Další nevýhoda použití polynomů je, že software *Mathematica* vypisuje polynomy od *nejnižšího* členu po *nejvyšší* (např.  $1 + x^2 + x^4 + x^7$ ), což je obrácený zápis, než je v technické literatuře zvykem.

#### 4.1.1.2 Balík FiniteFields

**Balík** *Balík* v softwaru *Mathematica* je soubor obsahující rozšiřující funkce, které standardně nejsou k dispozici. Balík je možné načíst pomocí funkcí `Needs`, či případně `Get`.

Balík `FiniteFields` obsahuje základní operace pro práci s tělesy  $GF(p^n)$ . Prvky konečných těles jsou pak určeny *seznamem*<sup>26</sup> koeficientů a *hlavičkou*, která určuje do jakého tělesa prvek patří. Výhoda tohoto opatření je, že pro sčítání a násobení je pak možné využít obvyčejné symboly operací (+, −, \*, /) a operace se automaticky provede v daném tělese. Pro parametry  $p$  a  $n$  je určené jedno těleso  $GF(p^n)$  (s jedním konkrétním ireducibilním polynomem) a *seznam* koeficientů prvku se opět píše od nejnižšího řádu po nejvyšší (například polynom  $x^3 + x + 1$  z tělesa  $GF(2^5)$  je zapsán jako  $GF[2, 5][\{1, 1, 0, 1, 0\}]$ .

Funkce z balíku `FiniteFields` nejsou dostatečně zdokumentovány, jak je jinak v softwaru *Mathematica* zvykem. Nepodařilo se využít funkcí z tohoto balíku pro operace s *rozšířenými tělesy*.

#### 4.1.2 Zvolené řešení

Existující řešení pro práci s *konečnými tělesy* se ukázala jako nedostačující. Jejich hlavní nevýhodou je nemožnost použití při výpočtech s *rozšířenými tělesy*. Proto bylo implementováno vlastní řešení pro práci s *konečnými tělesy*.

Při implementaci operací nad *konečnými tělesy* bylo dodržováno následující jednotné rozhraní:

---

<sup>24</sup> Anglicky se tento termín v softwaru *Mathematica* nazývá *Option*.

<sup>25</sup> Jinými slovy proměnná, která nemá definovanou hodnotu.

<sup>26</sup> *Seznamem* se myslí struktura v softwaru *Mathematica* – *List*.

- Prvky *konečných těles* reprezentujeme *seznamem* koeficientů od nejvyššího po nejnižší.  
U *rozšířených těles* jsou koeficienty opět prvky konečných těles.  
Například polynom  $x^3 + x + 1$  je reprezentován seznamem:  $\{1, 0, 1, 1\}$   
a polynom  $(y + 1)x^2 + (y)$  je reprezentován:  $\{\{1, 1\}, \{0, 0\}, \{1, 0\}\}$
- Prvek (seznam koeficientů) může být libovolně dlouhý. V případě potřeby se při výpočtu *redukuje* (ireducibilním) polynomem nebo dorovná *nulovými* koeficienty.
- Počet koeficientů vnitřních prvků (koeficientů) musí být vždy stejný.  
Například prvek  $\{\{0, 0\}, \{1\}, \{1, 0\}\}$  není platný.
- Jednotlivým funkcím je kromě operandů předáván též i *modul* skládající se z odpovídajících (ireducibilních) polynomů, včetně charakteristiky tělesa. Tento *modul* je definovaný následovně:
  - Pro tělesa  $GF(p^{n_1})$  je *modul* složen z (ireducibilního) polynomu  $i_1$  stupně  $n_1$  a dané charakteristiky  $p$ :  
 $modul_1 = \{i_1, p\}$
  - Pro rozšířená tělesa se *modul* skládá z odpovídajícího *polynomu*  $i_k$  stupně  $n_k$  nad tělesem  $GF(p^{n_1}) \dots^{n_{k-1}}$  a *modulu vnitřního tělesa*:  
 $modul_k = \{i_k, modul_{k-1}\}$ .
- Všem funkcím se předávají nejdříve *operandy* a poté *modul*.  
Například pro prvky  $a, b \in GF(p^{\dots})$ ,  $m \in \mathbb{N}$  a odpovídající *modul*:  
 $krat[a, b, modul]$   
 $inverze[a, modul]$   
 $mocnina[a, e, modul]$   
 $\dots$
- Pro implementaci operací v tělesech  $GF(p^n)$  jsou použité vnitřní funkce softwaru *Mathematica* pro práci s *polynomy*. Implementované funkce pro tato tělesa tedy zpravidla obsahují převod ze *seznamu* čísel na *polynom*, zavolání vnitřní funkce pro *polynom* a převodu zpět na *seznam* koeficientů. Díky těmto vnitřním funkcím je docíleno rychlejšího výpočtu, než kdyby byla použita vlastní implementace nad *seznamy* celých čísel.
- Pro implementaci operací v *rozšířených tělesech* byly implementovány jednotlivé algoritmy operací (popsané níže), jelikož nebylo možné použít pro tyto operace vnitřní funkce softwaru *Mathematica*. Funkce nad *rozšířenými tělesy* zpravidla volají odpovídající funkce ve vnitřních tělesech (například násobení jednotlivých *koeficientů*).

Tato pravidla umožňují pohodlný, jednotný a *rekurzivní* přístup k jednotlivým prvkům a voláním funkcí (druhá složka *modulu* je *modul vnitřního tělesa*, prvky *polynomu* jsou opět *polynomy*,  $\dots$ ).

**Poznámka:** Ač jsou funkce implementované v co nejobecnějším pojetí, tak je kladen důraz na efektivnost výpočtů vzhledem k *binárním* tělesům – tedy k *tělesům* s charakteristikou 2. Pro *tělesa* s jinou charakteristikou není chování funkcí definováno.

### 4.1.3 Implementace operací

V následujících kapitolách je popsána implementace hlavních operací v *konečných tělesech* a použitých algoritmů. Pro další informace je doporučeno nahlédnout do zdrojového kódu a příkladů použití.

V níže uvedených pseudokódech se používá některých prvků ze syntaxe softwaru *Mathematica*:

Zápis	Význam
<code>foo[bar]</code>	Volání funkce <i>foo</i> s argumentem <i>bar</i>
<code>ham[[i]]</code>	<i>i</i> -tý prvek seznamu (pole) <i>ham</i>

Tabulka 4.1: Prvky syntaxe jazyka softwaru *Mathematica*

#### 4.1.3.1 Sčítání

Jelikož operace sčítání se v jakémkoliv *tělese* provádí po jednotlivých koeficientech *modulo p*, je tato funkce jediná volána místo celkového modulu pouze se zadanou charakteristikou *p*.

Pro *rozšířená tělesa* funkce rekurzivně volá stejnou operaci sčítání na jednotlivé koeficienty zadaných polynomů až na úroveň obyčejných jednorozměrných seznamů. Pro sčítání těchto prvků funkce používá obyčejné sčítání dvou seznamů modulo *p*.

---

**Algoritmus 2** Sčítání prvků

---

```
1: function PLUS[ a, b, p ]                                ▷ Pro  $GF(p^n)$ , p je prvočíslo
2:   return Mod[a + b, p]
3: end function

1: function PLUS[ a, b, p ]                                ▷ Pro  $GF(q^n)$ , q je  $p^{\dots}$ 
2:   for i ← 1 . . . Length[a] do
3:     c[[i]] ← plus[a[[i]], b[[i]], p]
4:   end for
5:   return c
6: end function
```

---

**Poznámka:** U dalších operací s prvky z tělesa  $GF(p^n)$  (kde *p* je prvočíslo) se prvky (*seznamy*) převádějí na polynomy a využívá se implementovaných

funkcí softwaru *Mathematica*. Z tohoto důvodu jsou nadále uváděné algoritmy pouze pro *rozšířená tělesa*  $GF(q^n)$ , kde  $q$  je nějaká mocnina prvočísla.

#### 4.1.3.2 Redukce polynomu

Redukce polynomu (neboli *modulo* polynom) se používá ve většině dalších funkcí. Tato funkce se volá se dvěma parametry – prvkem  $a$  a polynomem (*modulem*)  $m$ . Funkce vrátí zbytek polynomu  $a$  po dělení polynomem  $m$ .

Redukce polynomu pro *rozšířená tělesa* je inspirovaná *Comb metodou* z [27]. K původnímu prvku  $a$  se opakovaně přičítá (od nejvyššího řádu) patřičný násobek *polynomu*  $m$  tak, aby se daný koeficient  $a_i$  rovnal nule (viz příklad níže).

Pro  $GF(p^n)$  se používá interní funkce `PolynomialMod`

---

#### Algoritmus 3 Redukce prvku v tělese s charakteristikou 2

---

```

1: function REDUKUJ[  $a, \{m, modul_{vnitrni}\}$  ]
2:    $l_a \leftarrow stupen[a] + 1$  ▷ Délka redukovaného polynomu
3:    $l_m \leftarrow stupen[m]$  ▷ Výsledná délka redukovaného polynomu
   // Převedení  $m$  na monický polynom
4:    $kcoef \leftarrow inverze[m[[1]], modul_{vnitrni}]$  ▷ Inverze nejvyššího koeficientu
5:    $m \leftarrow krat[kcoef, m, modul_{vnitrni}]$  ▷ Násobení skalárem

6:    $m \leftarrow PadRight[m, l_a - l_m]$  ▷ Natáhnutí polynomu na délku  $a$ 
7:   for  $i \leftarrow 1 \dots l_a - l_m$  do
8:      $s \leftarrow krat[a[[i]], m, modul_{vnitrni}]$  ▷ Skalární násobek
9:      $a \leftarrow plus[a, s, 2]$  ▷ Odečtení v binárním tělese
10:     $m \leftarrow RotateRight[m]$  ▷ Posunutí redukovaného polynomu
11:  end for

12:  return  $a$ 
13: end function

```

---

**Příklad** Redukce polynomu  $(10)x^5 + (10)x^4 + (01)$  polynomem  $(10)x^3 + (01)x^2 + (11)x + (10)$  (nad tělesem  $GF(2^2)$  s ireducibilním polynomem 111):

$$\begin{array}{r}
 (10)(10)(00)(00)(01) \mod (10)(01)(11)(10) : \\
 \underline{(10)(10)(00)(00)(01)} \\
 (10)(01)(11)(10)(00)(00) \\
 (00)(11)(10)(01)(11)(00) \\
 \underline{(00)(00)(01)(11)(10)(01)} \\
 (00)(01)(00)
 \end{array}$$

$$\Rightarrow |(10)(10)(00)(00)(01)|_{(10)(01)(11)(10)} = (00)(01)(00)$$

### 4.1.3.3 Násobení

Výsledkem násobení dvou polynomů  $a$  a  $b$  stupně  $n$  a  $m$  je polynom  $c$  stupně  $n + m$ . Násobení je implementováno tak, že k výsledku  $c$  (na počátku je to nulový polynom) se postupně přičítá skalární násobek polynomu  $b$  koeficienty polynomu  $a$ , který je zároveň *posunutý* o patřičný počet pozic. Využívá se zde faktu, že násobení libovolného *polynomu*  $A(x)$  a  $x^i$  je posunutí koeficientů polynomu  $A$  o  $i$  pozic doleva. Výsledný polynom  $c$  je následně *redukován* zadaným modulem (viz výše).

Pro  $GF(p^n)$  se používá obyčejného násobení dvou *polynomů* a následné *redukce modulem*.

---

**Algoritmus 4** Násobení prvků

---

```

1: function KRAT[  $a, b, \{m, modul_{vnitrni}\}$  ]
2:    $p \leftarrow charakteristika[modul]$  ▷ Charakteristika tělesa
   // Natažení na výslednou délku
3:    $b \leftarrow PadLeft[b, stupen[a] + stupen[b] + 1]$ 
4:    $c \leftarrow nulovyPolynom[...]$  ▷ Nulový polynom nad vnitřním tělesem

5:   for  $i \leftarrow stupen \dots 1$  do
6:      $s \leftarrow krat[a[[i]], b, modul_{vnitrni}]$  ▷ Skalární násobek
7:      $c \leftarrow plus[c, s, p]$ 
8:      $b \leftarrow RotateLeft[b]$  ▷ Posunutí přičítaného polynomu
9:   end for

10:  return redukuj[ $c, modul$ ]
11: end function

```

---

**Příklad** Násobení polynomu  $(110)x^2 + (101)x + (001)$  polynomem  $(001)x^3 + (010)x + (011)$  (nad tělesem  $GF(2^3)$  s ireducibilním polynomem 1011):

$$\begin{array}{r}
 (110)(101)(001) \cdot (001)(000)(010)(011) : \\
 (001)x^3 : (110)(101)(001)(000)(000)(000) \\
 (000)x^2 : (000)(000)(000)(000)(000)(000) \\
 (010)x^1 : (000)(000)(111)(001)(010)(000) \\
 (011)x^0 : (000)(000)(000)(001)(100)(011) \\
 \hline
 (110)(101)(110)(000)(110)(011)
 \end{array}$$

$\Rightarrow$  Výsledek operace násobení modulo polynom  $g$  se získá redukcí polynomu  $(110)(101)(110)(000)(110)(011)$  polynomem  $g$ .



#### 4.1.3.4 Inverze

Výpočet multiplikativní *inverze* je implementován pomocí *rozšířeného Euklidova algoritmu*. Tento algoritmus se často vizualizuje jako výpočet tabulky po řádkách (viz níže). Ve skutečnosti však pro výpočet dalšího řádku stačí pracovat s hodnotami dvou řádků předešlých. Proto si není nutné udržovat v paměti celou tabulku, ale stačí si udržovat hodnoty dvou řádků a po výpočtu třetího hodnoty posunout.

Výpočet hodnot dalšího řádku tabulky probíhá následovně:

- Hodnoty předchozích řádků jsou:  
Polynomy  $p_{i-2}$  a  $p_{i-1}$  (na začátku inicializovány na ireducibilní polynom  $m$  a *prvek*, ke kterému je hledaná inverze).  
Polynomy  $k_{i-2}$  a  $k_{i-1}$  (na začátku inicializovány na 0 a 1, respektive *nulový* a *jednotkový polynom*).
- Je spočítán *podíl*  $q$  a zbytek  $p_i$  pomocí tzv. *dlouhého dělení* polynomu  $p_{i-2}$  polynomem  $p_{i-1}$ .
- Je spočítán *polynom*  $k_i = k_{i-2} - q \cdot k_{i-1}$
- Tyto kroky se opakují, dokud není získán polynom  $p_i$  stupně 0 (jinými slovy jediný prvek vnitřního tělesa).
- Výsledná *inverze* se získá jako skalární násobek *polynomu*  $k_i$  inverzí (posledního) *koefficientu* polynomu  $p_i$ .

Inverze v  $GF(p^n)$  je implementovaná pomocí interní funkce **Polynomial-ExtendedGCD**.

**Poznámka:** Pro výpočet dělení je v *rozšířených tělesech* potřeba vypočítat inverzi největšího koeficientu dělitele<sup>27</sup> a dále je algoritmus realizován posouváním dělitele a následnou redukcí pomocí sčítání.

**Příklad** *Rozšířený Euklidův algoritmus* pro výpočet *inverze* polynomu  $(101)x^3 + (010)x^2 + (110)x + (111)$  modulo  $(001)x^4 + (011)x^3 + (011)x^2 + (001)x + (011)$  (nad tělesem  $GF(2^3)$  s ireducibilním polynomem 1101):

Podíl	Zbytek	Koeficienty
	(001)(011)(011)(001)(011)	(000)
	(101)(010)(110)(111)	(001)
(111)(000)	(110)(011)(011)	(111)(000)
(111)(001)	(001)(100)	(010)(111)(001)
(110)(001)	(111)	(001)(111)(110)(001)

<sup>27</sup> Zde je patrná rekurzivní vlastnost tohoto algoritmu, kdy pro výpočet inverze prvku v tělese  $GF(q^n)$  je třeba vypočítat inverzi v tělese  $GF(q)$ .

**Algoritmus 5** Inverze prvků – *Rozšířený Euklidův algoritmus*

---

```

1: function INVERZE[ prvek, modul : {m, modulvnitřní} ]
2:    $A \leftarrow m$ ;  $B \leftarrow \text{prvek}$ 
   // Inicializace na jednotkový resp. nulový polynom z tělesa
3:    $k_A \leftarrow \text{nulovyPolynom}[\dots]$ ;  $k_B \leftarrow \text{jednotkovyPolynom}[\dots]$ 
4:   while stufen[B]  $\neq 0$  do
   // Výpočet q a C pomocí dlouhého dělení v jednom kroku
5:      $q \leftarrow A/B$ ;  $C \leftarrow A \bmod B$ 
6:      $k_C \leftarrow k_A - \text{krat}[q, k_B, \text{modul}]$ 
7:      $A \leftarrow B$ ;  $k_A \leftarrow k_B$ 
8:      $B \leftarrow C$ ;  $k_B \leftarrow k_C$ 
9:   end while
   // Výpočet koeficientu ve vnitřním tělese
10:   $\text{koeff} \leftarrow \text{inverze}[\text{Last}[C], \text{modul}_{\text{vnitřní}}]$ 
11:  return  $\text{krat}[\text{koeff}, k_C, \text{modul}_{\text{vnitřní}}]$  ▷ Násobení skalárem
12: end function

```

---

$$\Rightarrow |(101)(010)(110)(111)^{-1}|_{(001)(011)(011)(001)(011)} = (101)(001)(100)(101)$$

**4.1.3.5 Druhá mocnina**

Pro prvky tělesa s *charakteristikou* 2 je výhodné implementovat funkci „na druhou“ díky následujícímu tvrzení:

**Tvrzení 5** *Nechť  $A = (a_n \dots a_2 a_1 a_0)$  je prvek tělesa s charakteristikou 2, potom platí:*

$$A^2 = (a_n^2 0 \dots 0 a_2^2 0 a_1^2 0 a_0^2)$$

S využitím tohoto tvrzení je realizace funkce na počítání druhé mocniny triviální:

- Provedení druhé mocniny všech koeficientů.
- Proložení koeficientů polynomu nulovými koeficienty.
- Redukování polynomem (viz výše).

**Algoritmus 6** Umocňování na druhou v tělese s charakteristikou 2

---

```

1: function NADRUHOU[  $a, \{m, modul_{vnitrni}\}$  ]
2:   for  $i \leftarrow 1 \dots Length[i]$  do
3:      $a[[i]] \leftarrow naDruhou[a[[i]], modul_{vnitrni}]$ 
4:   end for
5:    $nula \leftarrow nulovyPolynom[...]$   $\triangleright$  Odpovídající nulový koeficient
6:    $a \leftarrow Rif fle[a, nula]$   $\triangleright$  Proloží koeficienty prvkem  $nula$ 
7:   return redukujPolynom[ $a, modul$ ]
8: end function

```

---

**Náznak důkazu**

$$\begin{aligned}
A(x) &= a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0 \\
A(x)^2 &= (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) = \\
&= a_n x^n \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) + \\
&\quad \vdots \\
&+ a_2 x^2 \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) + \\
&+ a_1 x \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) + \\
&+ a_0 \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) = \\
&= a_n^2 x^{2n} + \dots + a_n a_2 x^{n+2} + a_n a_1 x^{n+1} + a_n a_0 x^n + \\
&\quad \vdots \\
&+ a_n a_2 x^{n+2} + \dots + a_2^2 x^4 + a_2 a_1 x^3 + a_2 a_0 x^2 + \\
&+ a_n a_1 x^{n+1} + \dots + a_2 a_1 x^3 + a_1^2 x^2 + a_1 a_0 x + \\
&+ a_n a_0 x^n + \dots + a_2 a_0 x^2 + a_1 a_0 x + a_0^2 = \\
&= a_n^2 x^{2n} + \dots + 2(a_3 a_0 + a_2 a_1) x^3 + 2(a_2 a_0) x^2 + a_1^2 x^2 + 2(a_1 a_0) x + a_0^2 = \\
&= \sum_{i=0}^n a_i^2 x^{2i} + 2 \sum_{i=1}^{n+1} \sum_{\substack{j < k \\ j+k=i}} a_j a_k = \\
&= \sum_{i=0}^n a_i^2 x^{2i} \qquad \cong (a_n^2 0 \dots 0 a_2^2 0 a_1^2 0 a_0^2)
\end{aligned}$$

**4.1.3.6 Mocnění**

Mocnění *polynomů* je implementováno pomocí algoritmu *Square-and-Multiply (SM)*. Algoritmus využívá faktu, že libovolnou mocninu lze rozložit na součin mocnin čtverců ( $2^i$ ,  $4^i$ ,  $8^i$ , ...). Konkrétně byla implementována varianta provádějící výpočet od nejvíce významného bitu exponentu<sup>28</sup>. Algoritmus má

<sup>28</sup> Uváděna jako *MSB* – z anglického *Most Significant Bit*.

#### 4. IMPLEMENTACE

vstupy polynom  $a$  a exponent  $e$ . Exponent se vyjádří jako číslo v *binární* soustavě a poté algoritmus provádí cyklus přes bity tohoto rozvoje. V každém kroku se mezivýsledek umocní na druhou a v případě, že je odpovídající bit exponentu 1, přinásobí se původní číslo  $a$ .

---

#### **Algoritmus 7** Umocňování prvku $a^e \bmod \text{modul}$ – *Square-and-Multiply*

---

```

1: function UMOCHNI[  $a, e, \text{modul}$  ]
2:   if  $e = 0$  then
3:     return nulovyPolynom[...]           ▷ Nulový prvek tělesa
4:   end if
5:    $\text{rozvoj} \leftarrow \text{IntegerDigits}[e, 2]$      ▷ Binární rozvoj exponentu
6:    $c \leftarrow a$                              ▷  $\text{rozvoj}[[1]]$  je vždy 1
7:   for  $i \leftarrow 2 \dots \text{Length}[\text{rozvoj}]$  do
8:      $s \leftarrow \text{naDruhou}[c, \text{modul}]$ 
9:      $m \leftarrow \text{krat}[s, a, \text{modul}]$ 
10:    if  $\text{rozvoj}[[i]] = 0$  then
11:       $c \leftarrow s$ 
12:    else
13:       $c \leftarrow m$ 
14:    end if
15:  end for
16:  return  $c$ 
17: end function

```

---

**Poznámka:** Takto implementovaný algoritmus je zranitelný vůči odběrové a časové analýze. Pro odolnou implementaci je nutné počítat násobek *vždy* a pokud je daný bit exponentu 1, přiřadit násobek do mezi výpočtu. Pseudokód i reálná implementace je prováděna tímto (bezpečným) způsobem.

**Příklad** Algoritmus *Square-and-Multiply* pro výpočet  $((11)x^2 + (10))^{26} \bmod (01)x^3 + (11)x + (01)$  (nad tělesem  $GF(2^2)$  s ireducibilním polynomem 111):

Op.	Mocnina		Výpočet	Výsledek
	dek.	bin.		
	1	1		(11)(00)(10)
<b>S</b>	2	1	(10)(00)(00)(00)(11)	(01)(10)(11)
<b>M</b>	3	11	(01)(10)(11) · (11)(00)(10)	(10)(11)(00)
<b>S</b>	6	110	(11)(00)(10)(00)(00)	(11)(00)
<b>S</b>	12	1100	(10)(00)(00)	(10)(00)(00)
<b>M</b>	13	1101	(10)(00)(00) · (11)(01)(10)	(01)(00)
<b>S</b>	26	11010	(01)(00)(00)	(01)(00)(00)

$$\Rightarrow |(11)(00)(10)^{26}|_{(01)(00)(11)(01)} = (01)(00)(00)$$

#### 4.1.4 Možná zlepšení

V této kapitole nastíníme možná zlepšení implementace, která zrychlují výpočet některých operací.

##### 4.1.4.1 Logaritmické tabulky

Pro zrychlení výpočtu násobení a mocnin prvku lze v *konečném tělese* využít faktu, že vždy existuje *primitivní prvek* a převádět tak operace v tělese na operace s celými čísly.

**Definice 18** *Nechť  $\alpha$  je generátor multiplikativní grupy tělesa  $\mathbb{F}$ . Potom říkáme, že  $\alpha$  je primitivní prvek tělesa  $\mathbb{F}$ .*

**Důsledek** Každý prvek tělesa  $\mathbb{F}$  – kromě *nulového* prvku *aditivní* grupy – lze vyjádřit jako  $\alpha^i$  pro nějaké  $i$ .

Důkaz plyne přímo z definice.

Násobení dvou prvků  $a = \alpha^{i_a}$  a  $b = \alpha^{i_b}$  tak můžeme převést na součet mocnin *primitivního* prvku:

$$a \cdot b = \alpha^{i_a} \cdot \alpha^{i_b} = \alpha^{i_a + i_b}$$

Podobným způsobem můžeme zjednodušit umocňování prvku:

$$a^e = \left(\alpha^i\right)^e = \alpha^{ie}$$

V obou případech je samozřejmě možné použít *Eulerovu větu* a mocniny redukovat *modulo*  $N$ , kde  $N$  je počet prvků *multiplikativní* grupy tělesa ( $N = p^n - 1$  pro těleso  $GF(p^n)$ ). Jakoukoliv operaci násobení a mocnění získáme prvek  $\alpha^{n_c}$ , kde  $n_c$  je celé číslo v rozsahu od 0 do  $N - 1$ .

Reprezentací prvků pomocí odpovídajících mocnin *primitivního* prvku se tak můžeme vyhnout násobení a umocňování prvků v tělese a nahradit ho sčítáním a násobením celých čísel, což je řádově jednodušší. V případě sčítání prvků v tělese je však nutné mít jejich standardní reprezentaci (seznam koeficientů), jelikož se sčítání provádí po jednotlivých koeficientech, respektive bitech. Není možné nahradit sčítání dvou prvků jiné operaci s mocninami *primitivního* prvku.

Pro použití tohoto zrychlení výpočtů je tak nutné připravit v paměti programu překladové *log-* a *antilogaritmické* tabulky pro překlad prvků z jedné reprezentace na druhou.

Ač se tak získá podstatné zrychlení výpočtů v tělese, existuje několik nevýhod tohoto přístupu:

- Je nutné nalézt *primitivní prvek tělesa*.
- Je nutné vygenerovat a uchovat v paměti počítače obě tabulky pro překlad.
  - Tato tabulka lze implementovat pomocí obyčejného pole či seznamu, kde se k danému indexu v seznamu vyskytuje odpovídající hodnota.
  - Pro binární tělesa  $GF(2^m)$  je velikost jedné tabulky  $O(m2^m)$  (konkrétně  $2^m - 1$  hodnot, kde každá je reprezentována  $m$  bity).
  - Jelikož je paměťová náročnost *exponenciální*, můžeme tyto tabulky uchovávat pouze pro *malá*  $m$  (např. 8 či 16, nikoliv však 1024).
- *Nulový prvek* tělesa není možné žádným způsobem zobrazit jako mocninu. Při každé operaci je potřeba s touto skutečností počítat a hlídat jako výjimku.

Toto vylepšení bychom mohli využít pro operace ve *vnitřním tělese*  $GF(2^m)$ , nad kterým jsou postavené polynomy v *binárních Goppa kódech*.

#### 4.1.4.2 Implementace dělení

Dělení prvkem  $b$  v *konečném tělese* převádíme na násobení  $b^{-1}$ . Pro výpočet *podílu* se tak počítá inverze a následně násobek. Je ale možné implementovat rovnou algoritmus pro dělení.

Algoritmus pro dělení prvku  $a$  prvkem  $b$  je totožný s algoritmem pro výpočet *inverze* prvku  $b$  s tím rozdílem, že je počáteční hodnota koeficientu  $k_b$  (viz *EEA* – alg. 5) nastavena na hodnotu  $a$ . Výsledkem algoritmu pak bude inverze prvku  $b$  vynásobená  $a$ , což přesně odpovídá výrazu  $a/b$ .

## 4.2 Ireducibilní binární Goppa kódy

Pro implementaci kryptosystému jsme zvolili ireducibilní Goppa kódy, které jsme popsali v kapitole 2.3. V podkapitole 4.2.1 popíšeme algoritmy, které slouží pro vygenerování kódu dle zadaných parametrů a v podkapitole 4.2.2 *Pattersonův* algoritmus pro dekódování a (opravu) chyb vzniklých při přenosu.

### 4.2.1 Generování Goppa kódu

Parametry *ireducibilního binárního Goppa kódu*  $(n, k, t)$  jsou jednoznačně určeny parametry  $m$  a  $t$ . Parametr  $m$  určuje řád vnitřního tělesa  $GF(2^m)$  a parametr  $t$  stupeň (ireducibilního) *Goppova* polynomu  $g$ . Parametr  $n$  (počet prvků podpory  $L$ ) je  $2^m$ , protože posloupnost  $L$  obsahuje *všechny* prvky z tělesa  $GF(2^m)$ . Redundance takového kódu je  $r = mt$ , jelikož vygenerovaná matice  $H$  má  $t$  řádků nad tělesem  $GF(2^m)$ , neboli  $mt$  řádků nad tělesem  $GF(2)$ . Parametr  $k$  je pak jednoznačně určený z definice kódu jako  $n - k$  tedy  $2^m - mt$ .

Pro sestrojení *kontrolní* matice  $H$  potřebujeme vygenerovat *podporu* kódu  $L$  a matice  $V$  a  $D$ . Pro sestrojení těchto objektů je též třeba vygenerovat *modul* vnitřního tělesa  $GF(2^m)$  a samozřejmě *Goppův* polynom  $g$ . Pro sestrojení *modulu* využijeme funkcí definovaných v předešlé kapitole 4.1 a pro vygenerování matic a podpory jsou implementovány dílčí funkce popsané níže.

#### Podpora $L$

Generování podpory  $L$  je velmi jednoduché. Dle parametru  $m$  se vygenerují všechny vektory z  $\{0, 1\}^m$  a náhodně se permutují (zamíchají). Tuto funkci lze jednoduše řešit pomocí vnitřních funkcí softwaru *Mathematica* `Tuple` a `RandomSample`.

#### Matice $D$

Matice  $D$  je diagonální  $n \times n$  maticí (nad  $GF(2^m)$ ), kde na diagonále jsou inverze v  $GF(2^m)$  prvků z  $L$  dosazených do polynomu  $g$ , neboli  $D_{i,i} = g(L_i)^{-1}$ . Pro výpočet této matice je potřeba zadat *modul* tělesa  $GF(2^m)$ , polynom  $g$  a podporu  $L$ . Výpočet je pak proveden pomocí *aplikování* (`Map`) funkcí dosazení do polynomu a inverze v tělese na prvky seznamu  $L$ .<sup>29</sup>

#### Matice $V$

*Vandermondova*  $n \times t$  matice  $V$  nad  $GF(2^m)$  obsahuje na prvním řádku *jednotkové prvky* a na dalších řádcích mocniny prvků z  $L$ . Konkrétně tedy  $V_{j,i} = L_i^{j-1}$ , pro  $i \geq 2$ . Vypočítání všech mocnin pro každé  $i, j$  by bylo velmi neefektivní. Rychlejší způsob je vygenerovat první řádek *jednotkových* prvků

<sup>29</sup> Zde by šlo dosazení do polynomu všech prvků z  $L$  zrychlit stejným způsobem, jako byl uvedený u *Chienova* hledání kořenů v kapitole 2.3.2.

**Algoritmus 8** Generování Goppa kódu

---

```
1: function GENERUJGOPPAKOD[  $m, t$  ]
2:    $n \leftarrow 2^m$ ;    $r \leftarrow tm$ ;    $k \leftarrow n - r$ 
   // Ireducibilní polynom stupně  $m$  pro vnitřní modul
3:    $modul_{vnitrni} \leftarrow \{iReducibilniPolynom[2, m + 1], 2\}$ 
   // Goppův polynom  $g$  stupně  $t$ 
4:    $g \leftarrow iReducibilniPolynom[modul_{vnitrni}, t + 1]$ 
5:    $modul \leftarrow \{g, modul_{vnitrni}\}$ 

6:    $L \leftarrow generujPodporuL[m]$  ▷ Generování posloupnosti  $L$ 
7:    $V \leftarrow maticeV[podporaL, t, modul_{vnitrni}]$  ▷ Vandermondova matice
8:    $D \leftarrow maticeD[podporaL, modul]$  ▷ Diagonální matice

9:    $H \leftarrow dotNadF[V, D, modul_{vnitrni}]$  ▷ Násobení matic nad  $GF(2^m)$ 
10:   $H \leftarrow Flatten[Transpose /@ H, 1]$  ▷ Rozbalení prvků matice  $H$ 
   // Převod matice  $H$  na  $G$  – ortogonální doplněk
11:   $G \leftarrow NullSpace[H, Modulus \rightarrow 2]$ 

12:   $X \leftarrow \{jednotkovyPolynom[...], nulovyPolynom[...]\}$  ▷ Polynom  $x$ 
   // předpočítané dílčí syndromy  $(x - L_i)^{-1}$ 
13:  for  $i \leftarrow 1 \dots n$  do ▷ Ve skutečnosti pomocí funkce Map
14:     $syndromyL[[i]] \leftarrow inverze[plus[X, L[[i]], 2], modul]$ 
15:  end for

16:  return  $\{G, modul, L, syndromyL\}$ 
17: end function
```

---

a každý další řádek vypočítat přinásobením příslušného  $L_i$  k řádku předěslému. Tento výpočet je realizován funkcí softwaru *Mathematica* `NestList`.

#### 4.2.2 Pattersonův algoritmus

Pro zakódování zprávy do kódového slova stačí použít prostého maticového násobení (nad  $GF(2)$ ). Pro dekódování, respektive opravu chyb byl implementovaný *Pattersonův algoritmus*, jak je popsáný v 4.2.2.

#### Druhá mocnina

Druhá mocnina je implementována přímo v rámci algoritmu, jelikož je třeba vynechat redukci polynomu. Tato druhá mocnina se vypočítá<sup>30</sup> stejným způsobem, jako byl uveden v kapitole 4.1.3.5.

---

<sup>30</sup> Výpočet druhé mocniny pomocí *kratBezRedukce*[ $a, a, modul_{vnitrni}$ ] není efektivní.



**Algoritmus 9** Dekódování Goppa kódu

---

```

1: function DEKODUJGOPPAKOD[  $c, G, \{g, modul_{vnitrni}\}, L, syndromyL$  ]
2:    $(n, k, t); m$  ▷ Parametry Goppa kódu – dle  $G$  a  $g$ 
   // Syndrom  $s(x) = \sum_{i=1}^n \frac{c_i}{x-L_i} \mod g(x)$ .
3:    $s \leftarrow \sum c[[i]] \cdot syndromyL[[i]]$  ▷ Realizováno funkcí Apply a Plus
4:   if  $s = 0$  then ▷ Pokud je syndrom nulový, chyba nenastala
5:      $e \leftarrow nulovyPolynom[2, n]$ 
6:   else
7:      $X \leftarrow \{jednotkovyPolynom[...], nulovyPolynom[...]\}$  ▷
     Polynom  $x$ 
     //  $r = \sqrt{s(x)^{-1} - x} \mod g(x)$ 
8:      $r \leftarrow plus[inverze[s, modul], X, 2]$ 
9:      $r \leftarrow umocni[r, 2^{mt-1}, modul]$  ▷ Výpočet odmocniny
     // Rozložení polynomu  $r(x)$ :  $\alpha(x) = \beta(x)r(x) \mod g(x)$ 
10:     $\{\alpha, \beta\} \leftarrow modifikovanyEEA[r, modul]$ 

11:     $\beta \leftarrow posunPolynom[\beta^2, 1]; \alpha \leftarrow \alpha^2$ 
    // Lokátor chyby  $\sigma = \beta^2 x + \alpha^2$  – bez redukce  $g$ !
12:     $\sigma \leftarrow plus[\beta, \alpha, 2]$ 

13:    for  $i \in 1 \dots n$  do ▷ Dosazení  $L_i$  do lokátoru (opět pomocí Map)
14:       $e[[i]] \leftarrow dosadDoPolynomu[\sigma, L[[i]], modul_{vnitrni}] == 0$ 
15:    end for
16:  end if

17:   $c' \leftarrow plus[c, e, 2]$  ▷ Opravené přijaté slovo  $c$ 
  // Invertování zakódování maticí  $G$ 
18:   $d \leftarrow invertujZakodovani[c', G]$ 

19:  return  $\{d, e\}$  ▷ Vráti dekódovanou zprávu i chybový vektor
20: end function

```

---

**Modifikovaný EEA**

Rozložení polynomu  $r$  je realizováno modifikovaným *rozšířeným Euklidovým algoritmem*, jak bylo popsáno v kapitole 2.3.2.

**Dosazení do polynomu**

Funkce `dosadDoPolynomu` je implementována v části zabývající se konečnými tělesy a výpočet dosazení prvku do polynomu je realizován pomocí tzv. *Hornerova schématu*.

### Invertování zakódování

Posledním krokem algoritmu je získání původní zprávy  $d$  z opraveného. Bit zprávy  $d$  na  $i$ -té pozici odpovídá bitu vektoru  $c'$  na pozici sloupce matice  $G$ , který má v  $i$ -tém řádku 1 a v ostatních 0. V tomto kroku vlastně vyhledáme pozice *informačních bitů*, které tvoří původní zprávu  $d$ .<sup>31</sup>

#### 4.2.3 Možná zlepšení

Nejnáročnější část dekodování je hledání kořenů *lokátoru chyb*  $\sigma$ . Opakované dosazování do polynomu lze efektivněji implementovat pomocí *Chienova* hledání kořenů, či případně faktorizací polynomu  $\sigma$ . Více informací ohledně tohoto problému jsme uvedli v kapitole 2.3.2.

V případě, že je matice generována v *systematické* formě, tak zprávě  $d$  odpovídá prvních  $k$  (informačních) bitů vektoru  $c'$ . Matice  $G$  však v *systematické* formě nemusí existovat. Aby matici šlo sestavit v této formě, museli bychom prohazovat dimenze kódu a tím pádem i posloupnosti  $L$ . To není z důvodu bezpečnosti žádoucí, neboť bychom snižovali počet možných permutací podpory  $L$  a tím pádem i počet možných využitelných kódů. Z tohoto důvodu je nutné invertování zakódování maticí  $G$  provádět způsobem, který jsme popsali výše. Nicméně nalezení daných dimenzí není nutné provádět opakovaně a mohli bychom si tento krok předpočítat a v definici kódu uvádět definici pozic informačních bitů.

Stejně tak je při každém dekodování počítán počet prvků tělesa pro vy počítání odmocniny. Tento počet prvků – respektive číslo, na které je nutné prvek umocnit, abychom našli odmocninu – je možné pro zrychlení výpočtu též uložit mezi parametry definující kód. Oproti ostatním operacím se však jedná o minoritní výpočet a tak toto zrychlení by nebylo nijak významné.

---

<sup>31</sup> Jedná se vlastně o řešení soustavy  $k$  rovnic pro  $k$  neznámých určených vybranou maticí  $G_K$ . Je jistě nejjednodušší vybrat si takové dimenze  $K$ , že  $G_K$  je jednotková matice.

### 4.3 McEliece

### 4.4 Měření



---

# **Závěr**

draft [37]



---

## Literatura

- [1] Robert J. McELIECE, A Public-Key Cryptosystem Based on Algebraic Coding Theory v *JPL Deep Space Network Progress Report 42-44* January and February 1978, strany 114–116. Dostupné online [http://ipnpr.jpl.nasa.gov/progress\\_report2/42-44/44N.PDF](http://ipnpr.jpl.nasa.gov/progress_report2/42-44/44N.PDF)
- [2] Jiří ADÁMEK. *Kódování*. Edice Matematika pro vysoké školy technické. SNTL, 1989.
- [3] Elwyn R. BERLEKAMP, Robert J. McELIECE, Henk C. A. van TILBORG. On the Inherent Intractibility v *IEEE Transactions of Information Theory*, vol. IT-24, No. 3, strany 384–386. IEEE, květen 1978.
- [4] Elwyn R. BERLEKAMP. Goppa Codes v *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 19, strany 590–592. IEEE, 1973. Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=1055088>
- [5] Elwyn R. BERLEKAMP. Factoring polynomials over large finite fields v *Mathematics of Computation*, strany 713–755. 1970.
- [6] Daniel J. BERNSTEIN, Tanja LANGE, Christiane PETERS. Attacking and Defending the McEliece Cryptosystem v *Post-Quantum Cryptography*, strany 31–46. Springer Berlin Heidelberg 2008. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007/978-3-540-88403-3\\_3](http://link.springer.com/chapter/10.1007/978-3-540-88403-3_3)
- [7] Daniel J. BERNSTEIN. List decoding for binary Goppa codes v *Coding and Cryptology*, vol. 6639, strany 62–80. Springer Berlin Heidelberg 2011. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007/978-3-642-20901-7\\_4](http://link.springer.com/chapter/10.1007/978-3-642-20901-7_4)
- [8] Daniel J. BERNSTEIN, Johannes BUCHMANN, Erik DAHMEN. *Post-Quantum Cryptography*. ISBN 978-3-540-88701-0. Springer Berlin Heidelberg, 2009.

- [9] T. A. BERSON. Failure of the McEliece public-key cryptosystem under message-resend and related-message attack v *Advances in Cryptology-CRYPTO '97*, vol. 1294, strany 213-200, Springer Berlin, 1997.
- [10] E. F. BRICKELL, A. M. ODLYZKO. Cryptanalysis: a survey of recent results v *Proceedings of the IEEE*, vol. 76, strany 578-593. IEEE, 1988. Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=4443>
- [11] Anne CANTEAUT, Florent CHABAUD. Improvements of the Attacks on Cryptosystems Based on Error-Correcting Codes, v *Research Report LIENS-95-21*. École Normale Supérieure, 1995 Dostupné online <http://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/summary?doi=10.1.1.32.1645>
- [12] Robert T. CHIEN. Cyclic decoding procedures for Bose- Chaudhuri-Hocquenghem codes v *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 10, strany 357-363. IEEE, 1964. Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=1053699>
- [13] Nicolas T. COURTOIS, Matthieu FINIASZ, Nicolas SENDRIER. How to Achieve a McEliece-Based Digital Signature Scheme v *Advances in Cryptology - ASIACRYPT 2001*, strany 157-174. Springer Berlin Heidelberg, 2001. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F3-540-45682-1\\_10](http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F3-540-45682-1_10)
- [14] Hang DINH, Cristopher MOORE, Alexander RUSSELL. McEliece and Niederreiter Cryptosystems That Resist Quantum Fourier Sampling Attacks v *Advances in Cryptology - CRYPTO 2011*, vol. 6841, strany 761-779. Springer Berlin Heidelberg, 2011. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F978-3-642-22792-9\\_43](http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F978-3-642-22792-9_43)
- [15] Daniela ENGELBERT, Raphael OVERBECK, Arthur SCHMIDT. A Summary of McEliece-Type Cryptosystems and their Security v *Journal of Mathematical Cryptology*. IACR 2006. Dostupné online <http://eprint.iacr.org/2006/162>
- [16] Jean-Charles FAUGÈRE, Ayoub OTMANI, Ludovic PERRET, Jean-Pierre TILICH. Algebraic Cryptanalysis of McEliece Variants with Compact Keys v *Advances in Cryptology - EUROCRYPT 2010*. Springer Berlin Heidelberg, 2010. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F978-3-642-13190-5\\_14](http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F978-3-642-13190-5_14)
- [17] Jean-Charles FAUGRE, Ayoub OTMANI , Ludovic PERRET, Frederic de PORTZAMPARC, Jean-Pierre TILICH. *Structural Cryptanalysis of McEliece Schemes with Compact Keys*. IACR Cryptology ePrint Archive, 2014. Dostupné online <https://eprint.iacr.org/2014/210.pdf>



- 
- [18] Valery D. GOPPA. A New Class of Linear Correcting Codes v *Problemy Peredachi Informatsii*, vol. 6, strany 24-30. 1970.
- [19] Stefan HEYSE. *Code-based Cryptography: Implementing the McEliece Scheme on Reconfigurable Hardware*. Diplomová práce. Ruhr-University Bochum, 2009.
- [20] A. Al JABRI. A Statistical Decoding Algorithm for General Linear Block Codes v *Cryptography and Coding*, vol. 2260, strany 1-8. Springer Berlin Heidelberg, 2001. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F3-540-45325-3\\_1](http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F3-540-45325-3_1)
- [21] Kazukuni KOBARA, Hideki IMAI. Semantically Secure McEliece Public-Key Cryptosystems – Conversions for McEliece PKC v *Public Key Cryptography*, vol. 1992, strany 19-35. Springer Berlin Heidelberg, 2001. Dostupné online <http://citeseerx.ist.psu.edu/viewdoc/summary?doi=10.1.1.5.9666>
- [22] Jaroslav KOTIL. *Goppa kódy a jejich aplikace*. Diplomová práce. Matematicko-fyzikální fakulta Univerzity Karlovy, Praha, 2013.
- [23] Miroslav KRATOCHVÍL. *Implementation of cryptosystem based on error-correcting codes*. Bakalářská práce. Matematicko-fyzikální fakulta Univerzity Karlovy, Praha, 2013.
- [24] P. J. LEE, E. F. BRICKELL. An Observation on the Security of McEliece's Public-Key Cryptosystem v *Advances in Cryptology – EUROCRYPT '88*, strany 275-280. Springer Berlin Heidelberg, 1988. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F3-540-45961-8\\_25](http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F3-540-45961-8_25)
- [25] J. S. LEON. A probabilistic algorithm for computing minimum weights of large error-correcting codes v *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 34, strany 1354-1359. IEEE, 1988. Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=21270>
- [26] Robert MCELIECE. *The Theory of Information and Coding*. Encyclopedia of Mathematics and its Applications, vol. 3. Addison-Wesley, 1977.
- [27] J. G. MERCHAN, S. KUMAR, C. PAAR, J. PELZL. Efficient Software Implementation of Finite Fields with Applications to Cryptography v *Acta Applicandae Mathematicae: An International Survey Journal on Applying Mathematics and Mathematical Applications*, Volume 93, strany 3-32. Ruhr-Universität Bochum, 2006. Dostupné online: <http://www.emsec.rub.de/research/publications/efficient-software-implementation-finite-fields-ap/>

- [28] Rafael MISOCZKI, Paulo S. L. M. BARRETO. Compact McEliece Keys from Goppa Codes v *Selected Areas in Cryptography: 16th Annual International Workshop*, strany 376-392. Springer Berlin Heidelberg, 2009. Dostupné online [http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F978-3-642-05445-7\\_24](http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F978-3-642-05445-7_24)
- [29] Rafael MISOCZKI, Jean-Pierre TILICH, Nicolas SENDRIER, Paulo S. L. M. BARRETO. MDPC-McEliece: New McEliece variants from Moderate Density Parity-Check codes v *Information Theory Proceedings*, strany 2069-2073. IEEE, 2013 Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=6620590>
- [30] Harald NIEDERREITER. Knapsack-type cryptosystems and algebraic coding theory v *Problems of Control and Information Theory 15*, strany 19-34. 1986
- [31] Christof PAAR, Jan PELZL. *Understanding Cryptography: A Textbook for Students and Practitioners*. Springer-Verlag Berlin Heidelberg, 2010. Dostupné online: <https://www.springer.com/us/book/9783642041006>
- [32] Olga PAUSTJAN. *Post Quantum Cryptography on Embedded Devices: An Efficient Implementation of the McEliece Public Key Scheme based on Quasi-Dyadic Goppa Codes*. Diplomová práce. Ruhr-University Bochum, 2010.
- [33] Nicholas J. PATTERSON, The algebraic decoding of Goppa codes v *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 21, strany 203-207. IEEE 1975. Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=1055350>
- [34] Dana RANDALL. *Efficient Generation of Random Nonsingular Matrices*. EECS Department, University of California, 1991. Dostupné online <http://www.eecs.berkeley.edu/Pubs/TechRpts/1991/CSD-91-658.pdf>
- [35] Marek REPKA, Pavol ZAJAC. Overview of the McEliece Cryptosystem and its Security v *Tatra Mountains Mathematical Publications*, vol. 60, strany 57-83. Slovak Academy of Sciences, 2014. Dostupné online <http://www.degruyter.com/view/j/tmmp.2014.60.issue-1/tmmp-2014-0025/tmmp-2014-0025.xml>
- [36] Nicolas SENDRIER. Finding the Permutation Between Equivalent Linear Codes: The Support Splitting Algorithm v *Transactions on Information Theory*, vol. 46. IEEE 2000. Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/abstractAuthors.jsp?arnumber=850662>

- 
- [37] J. M. Schanck, W. Whyte, Z. Zhang. Criteria for selection of public-key cryptographic algorithms for quantum-safe hybrid cryptography (Internet-draft). IETF, 2016. Dostupné online <https://datatracker.ietf.org/doc/draft-whyte-select-pkc-qsh/>
- [38] V. M. SIDELNIKOV, S. O. SHESTAKOV. On insecurity of cryptosystems based on generalized Reed-Solomon codes v *Discrete Mathematics and Applications* vol. 2, strany 439-444. Walter de Gruyter 1992. Dostupné online [https://www.researchgate.net/publication/250969195\\_On\\_insecurity\\_of\\_cryptosystems\\_based\\_on\\_generalized\\_Reed-Solomon\\_codes](https://www.researchgate.net/publication/250969195_On_insecurity_of_cryptosystems_based_on_generalized_Reed-Solomon_codes)
- [39] Jacques STERN. A method for finding code words of small weight, v *Coding Theory and Applications*, 3rd International Colloquium, strany 106-113. Springer Berlin Heidelberg, 1988. Dostupné online <http://link.springer.com/chapter/10.1007/BFb0019850>
- [40] Toshiya ITOH, Shigeo TSUJII. A fast algorithm for computing multiplicative inverses in  $GF(2^m)$  using normal bases v *Information and Computation*, vol. 78, strany 171-177. Academic Press, 1988. Dostupné online <http://www.sciencedirect.com/science/article/pii/0890540188900247>
- [41] Valérie Gauthier UMAÑA, Gregor LEANDER. *Practical Key Recovery Attacks on two McEliece Variants*. IACR Cryptology ePrint Archive, 2009. Dostupné online <https://eprint.iacr.org/2009/509.pdf>
- [42] Yuan XING LI, Robert H. DENG, Xin MEI WANG. On the equivalence of McEliece's and Niederreiter's public-key cryptosystems v *IEEE Transactions on Information Theory*, vol. 40, strany 271-273. IEEE, leden 1994. Dostupné online <http://ieeexplore.ieee.org/xpl/articleDetails.jsp?arnumber=272496>
- [43] Jan MAREŠ. *Algebra – Úvod do obecné algebry*. Skripta. ČVUT, 1999.
- [44] Jiří PYTLÍČEK. *Lineární algebra a geometrie*. Skripta. ČVUT, 2008.
- [45] Přednášky MI-AAK
- [46] Přednášky MI-BHW
- [47] Přednášky MI-KRY
- [48] Wolfram Mathematica



## Seznam použitých zkratk

**BCH** *Bose-Chaudhuri-Hocquenghem* kódy

**CPA** *Chosen Plaintext Attack* – útok s voleným otevřeným textem

**CCA** (**CCA1**) *Chosen Ciphertext Attack* – útok s voleným šifrovým textem

**CCA2** *Adaptive Chosen Ciphertext Attack* – útok s adaptivní volbou šifro-  
vého textu

**DH** Algoritmus *Diffie-Hellman*

**DSA** *Digital Signature Algorithm*

**ECC** *Elliptic Curve Cryptography*

**EEA** *Extended Euclidean Algorithm* – rozšířený Euklidův algoritmus

**GCD** *Greatest Common Divisor* – největší společný dělitel

**GRS** *Generalised Reed-Solomon code* – zobecněný Reed-Solomon kód

**GF** *Galois Field* – konečné těleso

**LSB** *Least Significant Bit/Byte* – nejméně významný bit/bajt

**MDPC** *Moderate Density Parity-Check* kódy

**MSB** *Most Significant Bit/Byte* – nejvíce významný bit/bajt

**OAEP** *Optimal Asymmetric Encryption Padding* – schéma pro asymetrické  
šifrování

**PKC** *Public-Key Cryptography* – asymetrická kryptografie s veřejným klíčem

**QC-MDPC** *Quasi-Cyclic MDPC* kódy

## A. SEZNAM POUŽITÝCH ZKRATEK

---

**RSA** Algoritmus *RSA* – *Rivest, Shamir, Adleman*

**S&M** Algoritmus *Square-and-Multiply*

## Obsah přiloženého CD

	readme.txt.....	stručný popis obsahu CD
	exe .....	adresář se spustitelnou formou implementace
	src	
	impl.....	zdrojové kódy implementace
	thesis .....	zdrojová forma práce ve formátu L <sup>A</sup> T <sub>E</sub> X
	text .....	text práce
	thesis.pdf .....	text práce ve formátu PDF
	thesis.ps .....	text práce ve formátu PS