



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.

5. 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 5. 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

Úvod	1
1 Obecná algebra	3
1.1 Základní termíny	3
1.2 Reprezentace prvků	4
1.3 Operace v tělese $GF(p^n)$	4
1.4 Rozšířená tělesa	7
2 Teorie kódování	9
2.1 Samoopravné kódy	9
2.2 Lineární kódy	11
2.3 Binární Goppa kódy	16
3 Kryptosystém McEliece	21
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
4 Implementace	43
4.1 Binární konečná tělesa	43
4.2 Ireducibilní binární Goppa kódy	55
4.3 McEliece	59
4.4 Měření	59
Závěr	61
Literatura	63

A Seznam použitých zkratek	69
B Obsah přiloženého CD	71

Seznam obrázků

2.1	Použité značení při kódování [46]	10
2.2	Ilustrace problému nalezení nejbližšího kódového slova	11
3.1	Diagram CCA2-odolné konverze <i>Kobara-Imai</i> γ [36, 22]	40

Seznam tabulek

3.1	Míra bezpečnosti <i>McEliece</i> dle [6]	34
3.2	Míra bezpečnosti <i>McEliece</i> dle [36]	34
3.3	Porovnání <i>McEliece</i> a <i>RSA</i> dle [15, 32]	34
4.1	Prvky syntaxe jazyka softwaru <i>Mathematica</i>	46

Seznam algoritmů

1	Konverze Kobara-Imai γ	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 [32, 44, 45] 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 operace¹. Struktura $T = (M, +, \cdot)$ se nazývá těleso, pokud platí*

1. $(M, +)$ je komutativní grupa (nazývána aditivní)
2. $(M \setminus \{0\}, \cdot)$ ² 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 $n \in \mathbb{N} \wedge n \geq 1$.*

¹ Pro zjednodušení zápisu je \cdot často vynecháváno.

² 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 potřeba³.

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 $GF(p)$):

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

³ 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 $A(x) \bmod P(x)$. Navíc pro jednoznačné určení tělesa $GF(p^n)$ je třeba určit příslušný *ireducibilní* polynom $P(x)$, který bude použitý při operaci násobení modulo $P(x)$.

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:*

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

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.

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

Tuto *multiplikativní inverzi* je třeba počítat *rozšířeným Euklidovým algoritmem pro polynomy (EEA)*, či případně jinými algoritmy, jako je například *algoritmus Itoh-Teechai-Tsujii (ITT)* [47, 41].

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 zbytkem⁴, nicméně v binárních tělesech lze toto dělení nahradit prostým posouváním a „odečítáním“ (respektive sčítáním) prvků.

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 tělesa 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 .⁵*

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 $GF(2^m)^n$.⁶

⁴ Někdy uváděno jako dlouhé dělení.

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

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

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.

Použité značení

Příklady počítání operací v těchto *rozšířených* tělesech jsou uvedeny v kapitole implementace 4.1. Pro ujasnění způsobu značení prvků z těchto těles zde uvedeme příklad tohoto značení.

Máme těleso $\mathbb{F} = GF(2^3)$ s ireducibilním polynomem

$$g(y) = y^3 + y + 1$$

Tento polynom budeme zkráceně zapisovat jako 1011. Potom polynom a z okruhu $\mathbb{F}[x]$ zapisujeme těmito ekvivalentními způsoby:

$$\begin{aligned} a(x) &= (y^2 + 1)x^3 + (y)x + (y + 1) \cong \\ &\cong (101)x^3 + (010)x + (011) \cong \\ &\cong (101)(000)(010)(011) \end{aligned}$$

Teorie kódování

V této kapitole definujeme a vysvětlíme pojmy z teorie kódování, které jsou použité v kryptosystému *McEliece* (kapitola 3). Definice byly čerpané z [46, 2] a pro další studium této problematiky je též doporučeno [27].

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

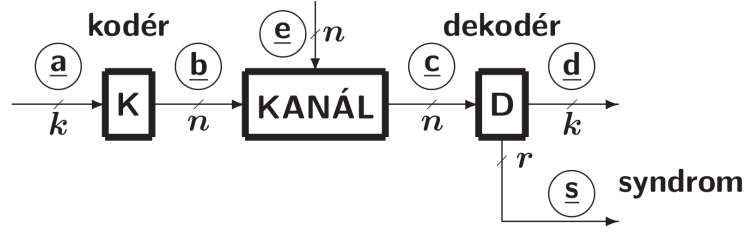
Teorie kódování spadá do oblasti teorie informace a zabývá se způsoby *zakódování* či *reprezentací* zpráv a jejich přenosem.

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) .⁷

⁷ 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 [46]

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

Z definice prostého zobrazení 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 : $vzd(u, v) = \sum |u_i - v_i|$

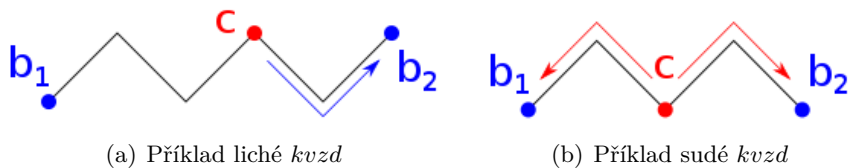
Hammingovu váhu vektoru v pak definujeme jako *Hammingovu vzdálenost* vektoru v od *nulového vektoru* patřícíné délky. Jinými slovy je to počet *nenulových bitů* („jedniček“) vektoru v .

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

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) ⁸.

Počet opravitelných chyb naznačují obrázky 2.2. 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 liché 2.2(a), vždy existuje jednoznačný nejbližší vektor. V případě, že d je sudé 2.2(b), 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

⁸ 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 řádcích 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 ($\mathcal{A} \rightarrow \mathcal{B}$ ⁹).

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

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

Toto maticové násobení 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.*

⁹ 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:*¹⁰ *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 doplňku¹¹ \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.

¹⁰ V některých zdrojích uváděna jako matice *prověřková*.

¹¹ 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 nenastala žádná chyba. Vektor e je nulový a c tedy odpovídá b . Vypočteme *syndrom*

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

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 [19]. 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 [27].

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

¹² *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) Γ 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* kódu¹³.

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

Poznámka: U *binárních Goppa kódů* je polynom $x - L_i$ 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 Γ *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 [23]):

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

¹³ 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 ($g_t \neq \mathbf{0}$ a řádky jsou tedy jistě *lineárně nezávislé*), existuje tedy K^{-1} . Z definice kontrolní matice $GH^T = \mathbf{0}$ můžeme tedy sestrojit jednodušší kontrolní matici:

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

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 [34]. Další algoritmy pro dekodování algoritmů – především tzv. *List Decoding* algoritmy – se dají nalézt v [36, 7].

Pattersonův algoritmus

Syndrom přijatého slova c je možné počítat z kontrolní matice H nebo též jako polynom z definice kódu Γ :

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

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 α stupně $\leq \lfloor \frac{t}{2} \rfloor$ a β 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 σ 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 [34]. 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:

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

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 α a β 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 α odpovídá „zbytku“ a β „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 kořenů¹⁴ [46, 20], který využívá výpočtu kořenů pomocí primitivního prvku α . Pro všechny prvky α^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 σ musíme pro *každý* prvek vypočítat $\sim s - 2$ mocnin navíc.

Druhým způsobem, jak nalézt kořeny polynomu σ 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 .

¹⁴ 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*¹⁵ (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 $\hat{G} = SG P$.

¹⁵ 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 [20]. 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 [35]

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 ¹⁶.
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 : $m = \hat{m}S^{-1}$

¹⁶ 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 $t = 50$ ¹⁷. 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

¹⁷ 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 ≈ 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*¹⁸.

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].

¹⁸ 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 [31] 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 sestrojení 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 [31] 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*¹⁹ 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:

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

¹⁹ 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 [43] 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 [31, 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 *dekodovat* 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 parametrů²⁰ 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

²⁰ 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 [31, 43].

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* [37]. 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 3.4.3²¹.

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.

²¹ 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* [31]. V [39] 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, 42].

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* [37].

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 [36].

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 [25].

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 [25].

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 [26, 40, 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* [26], *Stern* [40] 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 [21] či útok založený na *bodových mřížích* [10]. Jako další zdroje pro zkoumání těchto útoků jsou doporučeny články [36, 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) [32].

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 [36]. Tyto tabulky obsahují informaci o velikosti *veřejného klíče* v *systematické formě*. Tabulka 3.3 inspirovaná z [15, 32] porovnává asymptotické složitosti šifrování a dešifrování kryptosystému *McEliece* a *RSA*.

Míra bezpečnosti původního navrženého kryptosystému (1024, 524, 50) se dle [11, 36] pohybuje mezi 50-60 *bitů 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 [36]

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

Tabulka 3.3: Porovnání *McEliece* a *RSA* dle [15, 32]

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* [48]. 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 $\binom{n}{t}$ ²² – 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 Δm 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.

²² 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 dešifrována²³.

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 *právě* 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.

²³ Podobně jako např. útok *Padding Oracle* u blokových šifer [48].

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 *jednotkové matici* 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 [33] 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* [29].

Definice 16 *Dyadická matice:*

- Každá 1×1 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 [29] autoři ukázali, že je možné sestavit (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* [29]. Implementace *kryptosystému* s *kvazi-dyadickými Goppa kódy* lze nalézt např v [33, 24]

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 [30] 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 [22] 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 γ konverze* – je nejúčinnější. Tato konverze γ 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 $

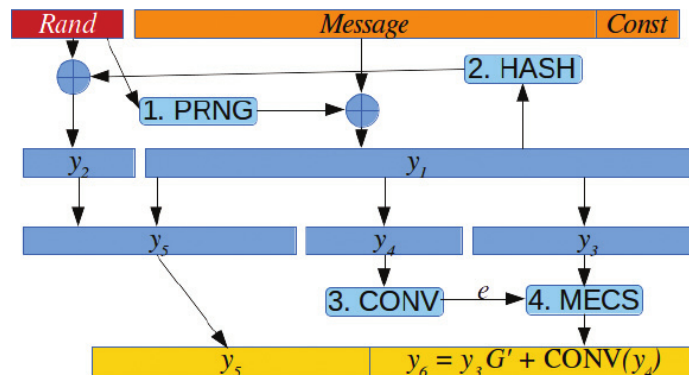
Algoritmus 1 Konverze Kobara-Imai γ

```

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 γ [36, 22]

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 [38].

Implementace

Pro implementaci kryptosystému *McEliece* v této práci jsme zvolili software *Wolfram Mathematica* [49]. 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*²⁴ *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*²⁵. 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*²⁶ 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:

²⁴ Anglicky se tento termín v softwaru *Mathematica* nazývá *Option*.

²⁵ Jinými slovy proměnná, která nemá definovanou hodnotu.

²⁶ *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 [28]. 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 dělitele²⁷ 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)

²⁷ 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 ← m; B ← prvek
   // Inicializace na jednotkový resp. nulový polynom z tělesa
3:   kA ← nulovyPolynom[...]; kB ← jednotkovyPolynom[...]
4:   while stufen[B] ≠ 0 do
   // Výpočet q a C pomocí dlouhého dělení v jednom kroku
5:     q ← A/B; C ← A mod B
6:     kC ← kA − krat[q, kB, modul]
7:     A ← B; kA ← kB
8:     B ← C; kB ← kC
9:   end while
   // Výpočet koeficientu ve vnitřním tělese
10:  koeff ← inverze[Last[C], modulvnitřní]
11:  return krat[koeff, kC, modulvnitřní] ▷ 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 exponentu²⁸. Algoritmus má

²⁸ 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 UMOCHI[  $a, e, \text{modul}$  ]
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)
S	2	1	(10)(00)(00)(00)(11)	(01)(10)(11)
M	3	11	(01)(10)(11) · (11)(00)(10)	(10)(11)(00)
S	6	110	(11)(00)(10)(00)(00)	(11)(00)
S	12	1100	(10)(00)(00)	(10)(00)(00)
M	13	1101	(10)(00)(00) · (11)(01)(10)	(01)(00)
S	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 α je generátor multiplikativní grupy tělesa \mathbb{F} . Potom říkáme, že α je primitivní prvek tělesa \mathbb{F} .*

Důsledek Každý prvek tělesa \mathbb{F} – kromě *nulového* prvku *aditivní* grupy – lze vyjádřit jako α^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 operací násobení a mocnění získáme prvek α^{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 operací 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 určené 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.

Generování *Goppova* polynomu

Pro sestrojení *ireducibilního Goppa kódu* je potřeba vygenerovat *ireducibilní* polynom nad konečným tělesem $GF(2^m)$. Pro skutečné generování náhodného ireducibilního polynomu by bylo třeba implementovat test ireducibility polynomu (např. dle [18]). Pro použití *Goppa* kódů v této práci bylo několik ireducibilních polynomů předgenerováno v softwaru *SageMath* [50].

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 .²⁹

²⁹ 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:    $n \leftarrow 2^m; \quad r \leftarrow tm; \quad k \leftarrow n - r$ 
   // ireducibilní Goppův polynom  $g$  stupně  $t$  nad tělesem  $GF(2^m)$ 
3:    $modul \leftarrow generujModul[\{2, m\}, t]$ 
4:    $\{g, modul_{vnitrni}\} \leftarrow modul$ 

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

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

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

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

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 a každý další řádek vypočítat přinásobením příslušného L_i k řádku předchozímu. 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 dekodování, respektive opravu chyb byl implementovaný *Pattersonův algoritmus*, který byl uveden v kapitole 2.3.2.

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 ▷ Jinak provede opravu chyb – Pattersonův alg.
   // Polynom  $x$ 
7:      $X \leftarrow \{jednotkovyPolynom[...], nulovyPolynom[...]\}$ 
   //  $r = \sqrt{s(x)^{-1} - x} \mod g(x)$ 
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 chyb  $\sigma = \beta^2 x + \alpha^2$  – 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 dekodovanou zprávu i chybový vektor
20: end function

```

Druhá mocnina

Druhá mocnina je implementována přímo v rámci algoritmu, jelikož je třeba vynechat redukci polynomu. Tato druhá mocnina se vypočítá³⁰ stejným způsobem, jako byl uveden v kapitole 4.1.3.5.

Modifikovaný *EEA*

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

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

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 .³¹

4.2.3 Možná zlepšení

Pro praktické použití Goppa kódů v oblasti bezpečnosti je potřeba generovat *ireducibilní* polynomy g náhodně. Pro účely této práce bylo předgenerováno pouze několik ireducibilních polynomů a v případě rozvíjení této implementace by bylo vhodné soustředit se primárně na tuto skutečnost.

Nejnáročnější část dekodování je hledání kořenů *lokátoru chyby* σ . Opakované dosazování do polynomu lze efektivněji implementovat pomocí *Chienova* hledání kořenů, či případně faktorizací polynomu σ . 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.

³¹ 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

„školní varianta“

4.3.1 Generování klíčů

4.3.2 Šifrování

4.3.3 Dešifrování

4.4 Měření

Jistě je vhodné implementovat Chien search či počítání násobení a mocnin pomocí primitivního prvku.

Závěr

draft [38] Zdůraznit důřinu, která byla odvedena, rozumně se pochválit

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
- [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
- [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
- [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
- [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
- [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
- [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] Shuhong GAO, Daniel PANARIO. Tests and Constructions of Irreducible Polynomials over Finite Fields v *Foundations of Computational Mathematics*, strany 346-361. Springer Berlin Heidelberg, 1997. Dostupné online http://link.springer.com/chapter/10.1007%2F978-3-642-60539-0_27
- [19] Valery D. GOPPA. A New Class of Linear Correcting Codes v *Problemy Peredachi Informatsii*, vol. 6, strany 24-30. 1970.
- [20] Stefan HEYSE. *Code-based Cryptography: Implementing the McEliece Scheme on Reconfigurable Hardware*. Diplomová práce. Ruhr-University Bochum, 2009.
- [21] 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
- [22] 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>
- [23] Jaroslav KOTIL. *Goppa kódy a jejich aplikace*. Diplomová práce. Matematicko-fyzikální fakulta Univerzity Karlovy, Praha, 2013.
- [24] Miroslav KRATOCHVÍL. *Implementation of cryptosystem based on error-correcting codes*. Bakalářská práce. Matematicko-fyzikální fakulta Univerzity Karlovy, Praha, 2013.
- [25] 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
- [26] 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>
- [27] Robert McELIECE. *The Theory of Information and Coding*. Encyclopedia of Mathematics and its Applications, vol. 3. Addison-Wesley, 1977.
- [28] 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 Sur-*

- vey Journal on Applying Mathematics and Mathematical Applications, Volume 93, strany 3-32. Ruhr-Universitat Bochum, 2006. Dostupné online: <http://www.emsec.rub.de/research/publications/efficient-software-implementation-finite-fields-ap/>
- [29] 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
- [30] 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>
- [31] Harald NIEDERREITER. Knapsack-type cryptosystems and algebraic coding theory v *Problems of Control and Information Theory 15*, strany 19-34. 1986
- [32] 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>
- [33] 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.
- [34] 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>
- [35] 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>
- [36] 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>

-
- [37] 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>
- [38] 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/>
- [39] 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
- [40] 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>
- [41] 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>
- [42] 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>
- [43] 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>
- [44] Jan MAREŠ. *Algebra – Úvod do obecné algebry*. Skripta. ČVUT, 1999.
- [45] Jiří PYTLÍČEK. *Lineární algebra a geometrie*. Skripta. ČVUT, 2008.
- [46] Alois PLUHÁČEK. *Aritmetika a kódy* (přednášky). České vysoké učení technické v Praze, Fakulta informačních technologií, 2014.
- [47] Martin NOVOTNÝ, Róbert LÓRENCZ, Jiří BUČEK. *Bezpečnost a technické prostředky* (přednášky). České vysoké učení technické v Praze, Fakulta informačních technologií, 2013.

LITERATURA

- [48] Róbert LÓRENCZ, Josef KOKEŠ. *Pokročilá kryptologie* (přednášky). České vysoké učení technické v Praze, Fakulta informačních technologií, 2013.
- [49] Wolfram Mathematica WOLFRAM RESEARCH, INC.. *Wolfram Mathematica 10* (software). 2015. Dostupné online <https://www.wolfram.com/mathematica/>
- [50] William STEIN. *SageMath* (software). 2016. Dostupné online <http://www.sagemath.org/>

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 ^A T _E X
	text	text práce
	thesis.pdf	text práce ve formátu PDF
	thesis.ps	text práce ve formátu PS