



## ZADÁNÍ DIPLOMOVÉ PRÁCE

**Název:** Asymetrický šifrovací algoritmus McEliece  
**Student:** Bc. Vojtěch Myslivec  
**Vedoucí:** prof. Ing. Róbert Lórencz, CSc.  
**Studijní program:** Informatika  
**Studijní obor:** Poítačová 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.

28. března 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 28. března 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.

---

## Abstrakt

V několika větách shrňte obsah a přínos této práce v češtině. Po přečtení abstraktu by se čtenář měl mít čtenář dost informací pro rozhodnutí, zda chce Vaši práci číst.

**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, polynomy, Wolfram Mathematica





---

# Obsah

<b>Úvod</b>	<b>1</b>
<b>1 Obecná algebra</b>	<b>3</b>
1.1 Základní termíny . . . . .	3
1.2 Reprezentace prvků . . . . .	4
1.3 Operace v tělese $GF(p^n)$ . . . . .	4
1.4 Polynomy nad konečným tělesem . . . . .	6
<b>2 Lineární kódy</b>	<b>7</b>
2.1 Kódování . . . . .	7
2.2 Lineární kódy . . . . .	7
2.3 Goppa kódy . . . . .	7
<b>3 Kryptosystém McEliece</b>	<b>9</b>
3.1 Asymetrické šifrování McEliece . . . . .	9
3.2 Niederreiterovo schéma . . . . .	9
3.3 Bezpečnost algoritmů . . . . .	9
<b>4 Implementace</b>	<b>11</b>
4.1 Binární konečná tělesa . . . . .	11
4.2 Ireducibilní binární Goppa kódy . . . . .	18
4.3 McEliece . . . . .	18
4.4 Měření . . . . .	18
<b>Závěr</b>	<b>19</b>
<b>Literatura</b>	<b>21</b>
<b>A Seznam použitých zkratk</b>	<b>23</b>
<b>B Obsah přiloženého CD</b>	<b>25</b>



---

## Seznam obrázků



---

# Seznam tabulek

4.1	Prvky syntaxe jazyka softwaru <i>Mathematica</i> . . . . .	14
-----	--	----



---

# 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 *Niederreiterovo* schéma – „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 kapitole jsou probrány definice a algoritmy nutné pro práci s *konečnými tělesy* a *polynomy* nad konečným tělesem. V práci se předpokládá základních znalostí z oblasti *algebry*. Pro tato témata je doporučena literatura [8, 7, 5, 6, 2] (kde lze též najít většinu důkazů následujících vět).

## 1.1 Základní termíny

Pro ujasnění je uvedena definice tělesa:

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

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

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

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

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

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*).

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

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

## 1.2 Reprezentace prvků

Jak bude ukázáno dále, je vhodné prvky 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  $GF(p)$  (řádu maximálně  $n-1$ )*. Na prvek  $a$  je též možné se dívat 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 se mezi těmito reprezentacemi prvků nadále volně přechází, jak bude v daném kontextu potřeba potřeba<sup>3</sup>.

## 1.3 Operace v tělese $GF(p^n)$

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

### 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  $GF(p)$ ):

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

### 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 se opět využije 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  $p$*  (v tělese  $GF(p)$ ).

---

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

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

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

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

Neboli pro *ireducibilní* polynom platí, že neexistuje rozklad na polynomy nad  $GF(p)$  stupně alespoň 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** Pro prvek  $a$  tělesa  $T$  a číslo  $n \in \mathbb{N}$  je operace umocňování definována 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  $GF(p^n)$ .

### 1.3.4 Inverze

*Inverzi v grupě lze obecně definovat následovně:*

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

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

#### 1.3.4.1 Aditivní inverze

Inverze v *aditivní grupě* je značena 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  $GF(p)$ ).

#### 1.3.4.2 Multiplikativní inverze

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

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

Tuto *multiplikativní inverzi* je třeba počítat *rozšířeným Euklidovým algoritmem pro polynomy (EEA)*, či případně jinými algoritmy, jako je např. *algoritmus Itoh-Teechai-Tsujii (ITT)* [6, 4].

*Rozšířený Euklidův algoritmus pro polynomy*, stejně jako v modulární aritmetice (neboli pro tělesa  $GF(p)$ ), stojí na nalezení *Bézoutovy rovnosti*. Pro výpočet *EEA* je třeba výpočtu dělení polynomů se zbytkem<sup>4</sup>.

## 1.4 Polynomy nad konečným tělesem

*Prvotěleso*

---

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

## Lineární kódy

### 2.1 Kódování

### 2.2 Lineární kódy

#### 2.2.1 Hammingovy kódy

### 2.3 Goppa kódy

*Irreducibilní binární Goppa kódy*



# Kryptosystém McEliece

## 3.1 Asymetrické šifrování McEliece

## 3.2 Niederreiterovo schéma

## 3.3 Bezpečnost algoritmů

### 3.3.1 Typy útoků

### 3.3.2 Slabiny systému

### 3.3.3 Existující útoky

### 3.3.4 Praktická varianta

*CCA2-odolná varianta*





## Implementace

Pro implementaci kryptosystému *McEliece* v této práci byl zvolen software *Wolfram Mathematica* [9]. Tento software byl zvolen 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.

Celková práce byla rozdělena do třech ucelených částí – (binární) *konečná tělesa*, (ireducibilní) *binární Goppa kódy* a *kryptosystém McEliece* –, kde každá z nich lze využít jako *balík* či *knihovna* pro další výpočty. Následující kapitoly popisují jednotlivé části.

### 4.1 Binární konečná tělesa

Tato kapitola pojednává o implementaci *binárních konečných těles* včetně jejich *rozšíření*. Jsou zmíněny existující řešení v softwaru *Mathematica*, zvolená implementace a popis implementovaných algoritmů.

#### 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 jsou popsány v následujících kapitolách.

##### 4.1.1.1 Operace s polynomy

Software *Mathematica* obsahuje funkce pro operace s polynomy nad reálnými (případně i komplexními) čísly. Většina těchto funkcí má volitelnou *možnost*<sup>5</sup>

<sup>5</sup> Anglicky se tento termín v softwaru *Mathematica* nazývá *Option*.

*Modulus*, díky které lze zajistit, aby operace s koeficienty byly prováděny nad celými čísly *modulo* zadané číslo  $p$ . Tímto způsobem je možné implementovat operace nad tělesy  $GF(p^n)$ , nicméně je téměř nemožné tímto způsobem implementovat *rozšířená tělesa* – polynomy nad polynomy.

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

#### 4.1.1.2 Balík `FiniteFields`

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

Balík `FiniteFields` obsahuje základní operace pro práci s tělesy  $GF(p^n)$ . Prvky konečných těles jsou pak určeny *seznamem*<sup>7</sup> koeficientů a *hlavičkou*, která určuje do jakého tělesa prvek patří. Výhoda tohoto opatření je, že pro sčítání a násobení je pak možné využít obvyčejné symboly operací (+, −, \*, /) a operace se automaticky provede v daném tělese. Pro parametry  $p$  a  $n$  je určené jedno těleso  $GF(p^n)$  (s jedním konkrétním ireducibilním polynomem) a *seznam* koeficientů prvku se opět píše od nejnižšího řádu po nejvyšší (například polynom  $x^3 + x + 1$  z tělesa  $GF(2^5)$  je zapsán jako  $GF[2, 5][\{1, 1, 0, 1, 0\}]$ .

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

#### 4.1.2 Zvolené řešení

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

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

- Prvky *konečných těles* jsou reprezentovány *seznamem* koeficientů od nejvyššího po nejnižší.  
U *rozšířených těles* jsou koeficienty opět prvky konečných těles.

---

<sup>6</sup> Jinými slovy proměnná, která nemá definovanou hodnotu.

<sup>7</sup> *Seznamem* se myslí struktura v softwaru *Mathematica* – *List*

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 dovolený.
- 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*:  
 $krat[a, b, modul]$   
 $inverze[a, modul]$   
 $mocnina[a, m, modul]$   
 $\dots$
- Pro implementaci operací v *prvotělesech* (tělesech  $GF(p^n)$ ) jsou použité vnitřní funkce softwaru *Mathematica* pro práci s *polynomy*. Implementované funkce pro *prvotělesa* 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*,  $\dots$ ).

### 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 *prvotěles* – obyčejných jednorozměrných seznamů. Pro *prvotělesa* funkce používá obyčejné sčítání dvou seznamů modulo *p*.

**Algoritmus:** TBA

#### 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 [3]. 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 *prvotělesa* se používá interní funkce `PolynomialMod`

**Algoritmus:** TBA

**Příklad:** TBA

#### 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 *prvotělesa* se používá obyčejného násobení dvou *polynomů* a následné *redukce modulem*.

**Algoritmus:** TBA

**Příklad:** Příklad násobení polynomu  $x^3 + x + 1$  polynomem  $x^4 + x^2 + 2x + 1$  (nad tělesem  $GF(3)$ ):

$$\begin{array}{r}
 1011 \cdot 10121 : \\
 \hline
 1(x^0) \quad \quad 1011 \\
 2(x^1) \quad \quad 2022 \\
 1(x^2) \quad 1011 \\
 0(x^3) \\
 1(x^4) 1011 \\
 \hline
 10202001
 \end{array}$$

#### 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).

#### 4. IMPLEMENTACE

---

- Výsledná *inverze* se získá jako skalární násobek *polynomu*  $k_i$  inverzí (posledního) *koefficientu* polynomu  $p_i$ <sup>8</sup>.

Inverze v *prvotělese* je implementovaná pomocí interní funkce `PolynomialExtendedGCD`.

**Algoritmus:** TBA

**Příklad:** *Rozšířený Euklidův algoritmus* pro výpočet *inverze* polynomu  $x^3 + x^2 + 1$  modulo  $x^6 + x + 1$  (nad tělesem  $GF(2)$ ):

Podíl	Zbytek	Koefficienty	
	1000011	0	1
	1101	1	0
1110	101	-1110	1
11	10	10011	-11
10	1	-101000	111

$$\Rightarrow |1101^{-1}|_{1000011} = 101000$$

**Poznámka** Poslední sloupec tabulky se v algoritmu nepočítá, je zde uveden pouze pro úplnost.

##### 4.1.3.5 Druhá mocnina

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

**Tvrzení 1** *Nechť*  $A = (a_n \dots a_2 a_1 a_0)$  *je prvek tělesa s charakteristikou* 2, *potom platí:*

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

---

<sup>8</sup> Zde je vidět, že pro výpočet inverze v tělese  $GF(q^n)$  je třeba vypočítat inverzi v tělese  $GF(q)$ .

**Důkaz**

$$\begin{aligned}
A(x) &= a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0 A(x)^2 = & (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) & \\
&= a_n x^n \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) + & & \\
&\quad \vdots & & \\
&\quad + a_2 x^2 \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) + & & \\
&\quad + a_1 x \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) + & & \\
&\quad + a_0 \cdot (a_n x^n + \dots + a_2 x^2 + a_1 x + a_0) & & \\
&= a_n^2 x^{2n} + \dots + a_n a_2 x^{n+2} + a_n a_1 x^{n+1} + a_n a_0 x^n + & & \\
&\quad \vdots & & \\
&\quad + a_n a_2 x^{n+2} + \dots + a_2^2 x^4 + a_2 a_1 x^3 + a_2 a_0 x^2 + & & \\
&\quad + a_n a_1 x^{n+1} + \dots + a_2 a_1 x^3 + a_1^2 x^2 + a_1 a_0 x + & & \\
&\quad + a_n a_0 x^n + \dots + a_2 a_0 x^2 + a_1 a_0 x + a_0^2 & & \\
&= a_n^2 x^{2n} + \dots + 2(a_3 a_0 + a_2 a_1) x^3 + (2a_2 a_0 + a_1^2) x^2 + 2a_1 a_0 x + a_0^2 & & \\
&= a_n^2 x^{2n} + \dots + a_2 x^4 + a_1^2 x^2 + a_0^2 & & \\
&\cong (a_n^2 0 \dots 0 a_2^2 0 a_1^2 0 a_0^2) & &
\end{aligned}$$

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:** TBA

**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 ( $2^2, 4^2, 8^2, \dots$ ). Konkrétně byla implementována varianta provádějící výpočet od nejvíce významného bitu exponentu<sup>9</sup>. Algoritmus má 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  $a$ .

<sup>9</sup> Uváděna jako *MSB* – z anglického *most significant bit*

**Algoritmus:** TBA

**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. Reálná implementace je tímto způsobem.

### 4.1.4 Možná zlepšení

- log- a antilogaritmické tabulky
- dělení místo inverze + násobení

## 4.2 Ireducibilní binární Goppa kódy

## 4.3 McEliece

## 4.4 Měření



---

## **Závěr**



---

# Literatura

- [1] McEliece
- [2] Understanding Cryptography
- [3] MERCHAN J. G., KUMAR S., PAAR C., PELZL J. *Efficient Software Implementation of Finite Fields with Applications to Cryptography* v Acta Applicandae Mathematicae: An International Survey Journal on Applying Mathematics and Mathematical Applications, Volume 93, Numbers 1-3, pp. 3-32, September 2006. Ruhr-Universität Bochum, 2006. Dostupné online: <http://www.emsec.rub.de/research/publications/efficient-software-implementation-finite-fields-ap/>
- [4] ITT
- [5] Přednášky BI-LIN
- [6] Přednášky MI-BHW
- [7] Přednášky MI-MKY
- [8] Přednášky MI-MPI
- [9] Wolfram Mathematica



## Seznam použitých zkratek

**GF** Gallois field



## Obsah přiloženého CD

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