

Katedra informatiky
Přírodovědecká fakulta
Univerzita Palackého v Olomouci

BAKALÁŘSKÁ PRÁCE

Využití prvočísel při šifrování dat



2023

Vedoucí práce:
doc. RNDr. Miroslav Kolařík,
Ph.D.

Matěj Ošťádal

Studijní program: Informatika,
Specializace: Obecná informatika

Bibliografické údaje

Autor: Matěj Ošťádal
Název práce: Využití prvočísel při šifrování dat
Typ práce: bakalářská práce
Pracoviště: Katedra informatiky, Přírodovědecká fakulta, Univerzita Palackého v Olomouci
Rok obhajoby: 2023
Studijní program: Informatika, Specializace: Obecná informatika
Vedoucí práce: doc. RNDr. Miroslav Kolařík, Ph.D.
Počet stran: 60
Přílohy: elektronická data v úložišti Katedry informatiky
Jazyk práce: český

Bibliographic info

Author: Matěj Ošťádal
Title: Use of prime numbers in data encryption
Thesis type: bachelor thesis
Department: Department of Computer Science, Faculty of Science, Palacký University Olomouc
Year of defense: 2023
Study program: Computer Science, Specialization: General Computer Science
Supervisor: doc. RNDr. Miroslav Kolařík, Ph.D.
Page count: 60
Supplements: electronic data in the repository of the Department of Computer Science
Thesis language: Czech

Anotace

Prvočísla jsou důležitou součástí bezpečnosti šifrování dat. V teoretické části vysvětlujeme principy symetrického i asymetrického šifrování. U konkrétních protokolů pak popisujeme roli prvočísel ve významných kryptografických problémech. Mezi tyto problémy patří například problém diskrétního logaritmu nebo problém faktorizace. V teoretické části pak implementujeme algoritmy, které tyto problémy řeší. Součástí teoretické i praktické části jsou také testy prvočíselnosti a kryptosystém RSA.

Synopsis

Prime numbers are an important part of data encryption security. In the theoretical part we explain the principles of symmetric and asymmetric encryption. For specific protocols, we describe the role of prime numbers in important cryptographic problems. These problems include, for example, the discrete logarithm problem or the factorization problem. In the theoretical part, we then implement algorithms that solve these problems. The theoretical and practical parts also include primality tests and the RSA cryptosystem.

Klíčová slova: šifrování, prvočísla, bezpečnost, faktorizace, diskrétní logaritmus

Keywords: encryption, prime numbers, security, factorization, discrete logarithm

Děkuji doc. RNDr. Miroslavu Kolaříkovi, Ph.D. za cenné rady, připomínky a vedení této práce.

Místopřísežně prohlašuji, že jsem celou práci včetně příloh vypracoval samostatně a za použití pouze zdrojů citovaných v textu práce a uvedených v seznamu literatury.

datum odevzdání práce

podpis autora

Obsah

1	Symetrické šifrování	9
1.1	Caesarova šifra	10
1.1.1	Bezpečnost Caesarovy šifry	11
1.2	Vernamova šifra	11
1.2.1	Bezpečnost Vernamovy šifry	12
1.3	Bezpečnost v teorii a praxi	12
1.3.1	Dokonalé zabezpečení	12
1.3.2	Sémantické zabezpečení symetrických šifer	14
1.4	Modulární aritmetika	15
1.5	Diffieho-Hellmanova výměna klíčů	16
1.5.1	Protokol D-H	17
1.5.2	Bezpečnost D-H výměny klíčů	18
1.6	Problém diskretního logaritmu	18
1.6.1	Obtížnost DLP	19
1.6.2	Výpočet diskretního logaritmu	19
1.6.2.1	Algoritmus založený na hrubé síle	20
1.6.2.2	Rekurzivní algoritmus	20
1.6.2.3	Silver-Pohlig-Hellmanův algoritmus	21
1.7	Napadení protokolu D-H trochu jinak	23
2	Asymetrické šifrování	25
2.1	Klíčový pár	25
2.1.1	Volba klíčového páru	26
2.2	Volba algoritmu zašifrování	27
2.2.1	Sémantické zabezpečení asymetrických šifer	27
2.2.2	Deterministické zašifrování	27
2.3	Prvočíselnost	28
2.3.1	Faktorizace	29
2.3.1.1	Metoda opakovaného dělení	30
2.3.1.2	Pollardova rho metoda	30
2.3.1.3	Pollardova $p - 1$ metoda	32
2.3.1.4	Metoda $p + 1$	33
2.3.1.5	Shanksova faktorizace čtvercovou formou	33
2.3.1.6	Metoda kvadratického síta	34
2.3.2	Testování prvočíselnosti	34
2.3.2.1	Test opakovaným dělením	35
2.3.3	Faktorizace jako test prvočíselnosti	35
2.3.3.1	Fermatův test	35
2.3.3.2	Solovayův-Strassenův test	36
2.3.3.3	Millerův-Rabinův test	37
2.3.3.4	Lucasův-Lehmerův test	38
2.3.3.5	Pocklingtonova věta	39
2.3.3.6	AKS algoritmus	39

2.3.4	Generování náhodných prvočísel	39
2.4	RSA	40
2.4.1	Generování klíčového páru pro RSA	40
2.4.2	Šifrování založené na RSA	41
2.4.3	Korektnost RSA	42
2.5	Bezpečnost RSA	42
2.5.1	RSA a faktorizace	43
2.5.2	Útoky související s volbou klíčového páru	44
2.5.3	Implementační útoky	45
2.6	RSA jako ochrana před Mallorym	46
2.6.1	Digitální podpis založený na RSA	47
2.7	Autentizovaná komunikace založená na RSA	48
3	Kryptografie a kvantové počítače	50
3.1	Kvantové útoky na DLP	50
3.2	Kvantová faktorizace	50
3.3	Postkvantová kryptografie	50
4	Eliptické křivky	52
4.1	Diffieho-Hellmanova výměna klíčů s využitím eliptických křivek	53
4.2	Faktorizace s využitím eliptických křivek (ECM)	54
4.3	Testování prvočíselnosti s využitím eliptických křivek (ECPP)	55
	Závěr	56
	Conclusions	57
	A Obsah elektronických dat	58
	Literatura	59

Seznam obrázků

1	Oboustranná autentizovaná komunikace mezi Alicí a Bobem založená na RSA	49
2	Grafické znázornění $P \oplus Q$ a zdvojení bodu P na křivce $E_1 : y^2 = x^3 - x$ nad \mathbb{R}	53

Seznam zdrojových kódů

1	Nalezení diskrétního logaritmu hrubou silou	20
2	Nalezení diskrétního logaritmu rekurzivním algoritmem	21
3	Metoda opakovaného dělení	31
4	Pollardova rho metoda	32

Úvod

Mějme dva uživatele, Alici a Boba, kteří si chtějí po síti poslat tajnou zprávu m . V síti je také protivník, Eva, který komunikaci odposlouchává (může zprávu zachytit). Potřebujeme zařídit, aby Eva nemohla zjistit obsah zprávy m .¹

Velmi zjednodušeně můžeme popsat poslání zprávy Alice Bobovi takto: Alice upraví zprávu m (upravenou zprávu označíme c)² a pošle ji síti Bobovi. Bob přijme c , upraví ji do původní podoby m a poté si ji přečte. Alice s Bobem využívají toho, že Eva neví jakým způsobem byla m upravena na c , a tudíž nemá zprávu m jak získat. Konkrétním způsobům úpravy zprávy m na c , se budeme věnovat později. Pro zjednodušení budeme (prozatím) předpokládat následující:

- Eva není schopna modifikovat zachycenou zprávu. Bob tedy nebude muset kontrolovat, zda zprávu opravdu poslala Alice, a naopak (tohoto předpokladu se zbavíme v kapitole 2).
- Alice i Bob mají možnost přečíst si zprávu m v bezpečném prostředí.

Základní způsob úpravy zprávy budeme nazývat *šifrování*. Proces úpravy zprávy m na c budeme nazývat *zašifrování* a proces úpravy c zpět na m *dešifrování*.

Cílem této práce bude představit různá řešení výše uvedeného problému. Popíšeme principy symetrických a asymetrických nástrojů, které tento problém řeší. U těchto nástrojů nás bude zajímat jejich bezpečnost a případná rizika související s jejich použitím. Při popisu jejich bezpečnosti uvedeme významné matematické problémy, od kterých se odvíjí. Na složitosti těchto problémů pak bude vidět, jak složitost jejich řešení souvisí s prvočíslly. Představíme také několik metod a algoritmů, které tyto matematické problémy řeší. Napříč prací pak ukážeme i další souvislosti šifrování a prvočísel.

¹Jména Alice a Bob byla poprvé použita v článku *A method for obtaining digital signatures and public-key cryptosystems* [1] z roku 1978. Jméno Eva (z angl. *eavesdropper*) bylo jedno z dalších, které se v kryptografii objevilo. Jména pomáhají udržet přehlednější a jednodušší výklad.

²Použití písmena m a c plyne z angl. slov *message* a *cipher*.

1 Symetrické šifrování

Symetrické šifrování je způsob šifrování, ve kterém je v procesu zašifrování zprávy použit stejný klíč k^3 , jako v procesu dešifrování.⁴

Následující formální definice symetrické šifry, rozšířena o komentáře, je převzata z [2].

Definice 1 (Symetrická šifra)

Nechť \mathcal{K} je množina klíčů, \mathcal{M} množina všech zpráv a \mathcal{C} množina všech zašifrovaných zpráv. Asymetrická šifra \mathcal{E} definovaná nad $(\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{C})$ je uspořádaná dvojice $\mathcal{E} = (E, D)$, kde:

- E je funkce zašifrování (E z angl. *encryption*). E přijímá na vstupu klíč $k \in \mathcal{K}$ a zprávu $m \in \mathcal{M}$. Jako výstup vrací zašifrovanou zprávu $c \in \mathcal{C}$.

$$E : \mathcal{K} \times \mathcal{M} \rightarrow \mathcal{C}$$

- D je funkce dešifrování (D z angl. *decryption*). D přijímá na vstupu klíč $k \in \mathcal{K}$ a zašifrovanou zprávu $c \in \mathcal{C}$. Jako výstup vrací dešifrovanou zprávu $m \in \mathcal{M}$.

$$D : \mathcal{K} \times \mathcal{C} \rightarrow \mathcal{M}$$

Teď už můžeme konkrétněji formulovat postup poslání zprávy mezi Alicí a Bobem: Alice zašifruje zprávu m (tedy vypočítá $c = E(k, m)$) a pošle c sítí Bobovi. Bob přijme c , rozšifruje ji (tedy vypočítá $m = D(k, c)$), a zprávu m si přečte.

Všimněme si teď několika věcí:

- Přirozeně požadujeme, aby $D(k, E(k, m)) = m$. (Bob získá stejnou zprávu, jako poslala Alice.) Těto podmínce budeme říkat *podmínka korektnosti* a nadále se budeme zabývat pouze takovými šiframi, které ji splňují.
- Alice a Bob musí být předem domluveni na používaném klíči k .
- To, že si Eva přečte m , nevadí (z c nelze snadno získat m).⁵
- Eva nesmí znát k , jinak by z c mohla získat původní m .

Zkusme se zamyslet nad tím, jak bychom mohli zařídit bod (a), tedy jak by se Alice mohla s Bobem domluvit na klíči k , a přitom zajistit bod (d).

Určitě nás napadne, že by si Alice s Bobem mohli klíč k poslat zprávou. Pokud ale Eva čte všechny zprávy v síti, určitě by si mohla klíč k zapamatovat.

³Písmeno k je používáno kvůli anglickému *key*.

⁴Místo názvu *symetrické šifrování* se často používá název *šifrování s tajným klíčem* (angl. *secret-key (private-key) cryptography*).

⁵Slovem *snadno* myslíme, že získání m z c je značně výpočetně náročné. Tomuto se ještě budeme konkrétněji věnovat později.

Mohli bychom tedy zkusit klíč k zašifrovat pomocí dalšího tajného klíče k_2 . Alice by sestrojila $c = E(k_2, k)$ a c by poslala Bobovi. Bob by pomocí $D(k_2, c)$ získal k , který by Eva neznala. Tím bychom sice vyřešili náš původní problém, ale vytvořili bychom další: Jak se Alice s Bobem domluví na klíči k_2 ? (Jistě nám dojde, že při použití stejného postupu by vznikala stále dokola ten samý problém.)

Potřebujeme, aby se Alice s Bobem na k domluvili v nějaké bezpečné síti, kterou Eva nemůže odposlouchávat. (Například by se mohli sejít v parku a klíč k si tajně sdělit.⁶)

Kdyby ale taková bezpečná síť existovala, jistě by mohli Alice s Bobem vést veškerou komunikaci rovnou přes ni. Nepotřebovali by se tedy vůbec domluvit na k , jelikož by nebylo potřeba zprávy šifrovat. Nebylo by tedy ani potřeba řešit problém, který byl představen v úvodu.

K tomu, jak se Alice s Bobem mohou domluvit na tajném klíči k i přes kanál, který Eva odposlouchává, se dostaneme později (konkrétně v sekci 1.5). Nyní uvedeme některé základní příklady symetrických šifer.

1.1 Caesarova šifra

Caesarova šifra \mathcal{E} spadá do kategorie substitučních šifer.⁷ \mathcal{E} je definovaná nad $(\mathbb{N}_0, \Sigma^L, \Sigma^L)$, kde Σ je konečná množina symbolů (abeceda) a L je libovolně zvolená délka.

Pokud bychom symboly v abecedě Σ oindexovali (tedy $\Sigma = \{a_0, a_1, \dots, a_n\}$), funkce zašifrování E by každý symbol zaměnila za symbol, který je v abecedě o k míst dále. Symboly na konci abecedy bychom posunovali ve smyslu mod (např.: $E(2, y) = a$, $E(2, z) = b$ pro klasickou anglickou abecedu). Analogicky by funkce dešifrování D každý symbol zaměnila za symbol, který mu v abecedě o k míst předchází. Formálně můžeme zapsat:

$$\begin{aligned} E(k, a_i) &= a_l, \text{ kde } l = (i + k) \bmod |\Sigma|, \\ D(k, a_j) &= a_m, \text{ kde } m = (j - k) \bmod |\Sigma|. \end{aligned}$$

Je jasné, že kdybychom chtěli zašifrovat celou zprávu m , tak podle klíče k zašifrujeme všechny symboly jednotlivě na nové a jejich spojením vznikne zašifrovaná zpráva c . Vidíme, že takto zvolená šifra splňuje *podmínku korektnosti*.

Na okraj ještě uvedme, že se u klíčů můžeme omezit na podmnožinu nezáporných celých čísel a pracovat pouze s $\mathcal{K} = \{n \in \mathbb{N}_0 \mid n < |\Sigma|\}$ bez újmy na obecnosti. Je zřejmé, že například pro množinu symbolů velikosti 2 by každý lichý klíč prohodil každý symbol na opačný a každý sudý klíč by nechal m beze změny. Mohli bychom se tedy omezit pouze na $k \in \{0, 1\}$ aniž bychom jakkoliv změnili počet možností zašifrování zprávy m . Pro abecedu Σ tedy obecně existuje $|\Sigma|$ klíčů, které zprávu m zašifrují unikátním způsobem.⁸

⁶To bude zřejmě problém, pokud se Alice s Bobem nachází na opačných koncích světa.

⁷Substituční šifra je druh šifry, při kterém dochází k záměně množiny symbolů za jinou množinu symbolů podle daného klíče.

⁸Krajní případ, kdy $m = c$ uznáme jako platný, i když by zřejmě nebyl prakticky využitelný.

1.1.1 Bezpečnost Caesarovy šifry

Představme si nyní, že Alice a Bob spolu komunikují přes síť a využívají přitom Caesarovy šifry (pro zjednodušení uvažujme, že už jsou dohodnuti na společném klíči k). Je komunikace bezpečná?

Pokud Eva zašifrovanou zprávu c může číst, zřejmě její obsah nebude ihned zřetelný. Mohla by ale vyzkoušet všechny možnosti pro klíč k . Již jsme provedli úvahu o tom, že se s klíči můžeme omezit na $\{n \in \mathbb{N}_0 \mid 0 \leq n < |\Sigma|\}$. Eva tedy může postupně vyzkoušet všechny tyto možnosti. Jedna z nich jistě bude správně dešifrovat c a Eva si m přečte.

Kdyby Alice chtěla Bobovi poslat zprávu skládající se z libovolných znaků ASCII, stačilo by Evě otestovat 128 možností. Obecně k prolomení⁹ Caesarovy šifry stačí čas $O(|\Sigma|)$.¹⁰ K prolomení Caesarovy šifry lze také použít tzv. frekvenční analýzu, která umožňuje některé symboly odhadnout na základě jejich statistického výskytu v přirozeném jazyce, více o tomto viz například v knize [3].

Je vidět, že Caesarova šifra je pro malou množinu znaků velmi snadno prolomitelná, a tím pádem pro praktické problémy nepoužitelná.

1.2 Vernamova šifra

Tato sekce vychází z poznatků uvedených v [2].

Vernamova šifra (anglicky *one-time pad*) \mathcal{E} spočívá v posunu každého znaku zprávy o náhodně zvolený počet míst v abecedě. Oproti Caesarově šifře tedy nemusí být shodné symboly posunuty vždy o stejný počet míst.

Vernamova šifra \mathcal{E} je definována nad $(\{0, 1, \dots, |\Sigma|-1\}^L, \Sigma^L, \Sigma^L)$ pro zvolenou délku L . Klíč je tedy L -tice čísel, kde člen na pozici i určuje počet míst v abecedě, o které posuneme znak zprávy na pozici i . Operace zašifrování a dešifrování jsou tedy definovány následovně: (předpokládejme, že $m_i = a_r$ a $c_j = a_s$)

$$\begin{aligned} E(k_i, m_i) &= a_l, \text{ kde } l = (r + k_i) \bmod |\Sigma| \\ D(k_j, c_j) &= a_m, \text{ kde } m = (s - k_j) \bmod |\Sigma|. \end{aligned}$$

Obdobně jako u Caesarovy šifry bude zašifrování celé zprávy probíhat tak, že podle klíče k zašifrujeme všechny znaky m jednotlivě na nové a jejich spojením vznikne zašifrovaná zpráva c .

Existuje i binární varianta Vernamovy šifry, ve které jsou odesílané zprávy pouze sekvence bitů. Binární varianta je definována nad $(\{0, 1\}^L, \{0, 1\}^L, \{0, 1\}^L)$. Fakt, že zprávy jsou sekvence bitů nás nijak neomezuje. Víme, že v praxi jsou všechny zprávy na nějaké úrovni reprezentovány sekvencí jedniček a nul. Operace binární varianty šifry jsou definovány takto:

$$E(k, m) = k \oplus m,$$

⁹Intuitivně chápeme jako proces, díky kterému bude Eva schopna získat dešifrované zprávy.

¹⁰Tímto myslíme časovou složitost v nejhorším případě. Eva samozřejmě může v (pro ni) nejlepším případě klíč uhádnout hned na první pokus. Tomu samozřejmě nezabráníme žádnou šifrou. Můžeme však vysokým počtem klíčů výrazně snížit pravděpodobnost, že se to stane.

$$D(k, c) = k \oplus c,$$

kde symbol \oplus značí operaci XOR aplikovanou po bitech.

Obě verze šifry zřejmě splňují *podmínku korektnosti* (u binární varianty si stačí uvědomit, že $x \oplus x = 0^L$ pro každé $x \in \{0, 1\}^L$).

1.2.1 Bezpečnost Vernamovy šifry

Pokud chceme zjistit, jak je Vernamova šifra bezpečná, zamysleme se nad tím, jak těžké ji bude prolomit. Eva by k získání původní zprávy m z c potřebovala zjistit klíč. Pro binární variantu Vernamovy šifry je počet možných klíčů dán počtem binárních kódů délky L (těch je 2^L). Pro obecnou variantu Vernamovy šifry je pak počet možných klíčů $|\Sigma|^L$. K prolomení Vernamovy šifry je tedy potřeba čas $O(|\Sigma|^L)$.

PŘÍKLAD 2

Při využití binární varianty Vernamovy šifry pro zprávu o velikosti 1 MB existuje $2^{8 \times 10^6}$ možných klíčů.

Vernamova šifra je navíc odolná vůči frekvenční analýze, pokud pro zašifrování každé další zprávy vybereme náhodně nový klíč. Za předpokladu, že klíč k je vybrán dokonale náhodně (pravděpodobnost výběru každého z klíčů musí být stejná), a že klíč není použit opakovaně, je Vernamova šifra tzv. *dokonale bezpečná*. Důkaz tohoto tvrzení můžeme najít v [2].

1.3 Bezpečnost v teorii a praxi

Je jasné, že pro zajištění bezpečnosti šifry je nutné, aby byl klíč k vybrán z dostatečně velké množiny \mathcal{K} . Potom bude pro Evu těžší zjistit použitý klíč k . Klíč k musí být z množiny \mathcal{K} vybrán dokonale náhodně. Pokud by tomu tak nebylo, Eva by mohla nejprve vyzkoušet nejvíce pravděpodobné klíče a zvýšit šanci na prolomení šifry. Je také nutné, aby c byla nezávislá na m a nijak s ní nesouvisela. Případná souvislost by Evě mohla zjednodušit získání m .

POZNÁMKA 3

Riziko přináší také opakované použití stejného klíče. Pokud by napříč celou komunikací byl použit stejný klíč, útočník by mohl (například po náhodném získání klíče) zpětně dešifrovat každou zprávu, která komunikací prošla.

1.3.1 Dokonalé zabezpečení

Tato sekce vychází z [2].

Jako zlatý standard, nebo ideál bezpečnosti se uvádí takzvané *dokonalé zabezpečení*.¹¹

¹¹V anglicky psané literatuře se nejčastěji používá termín *perfect security*.

Definice 4 (Dokonalé zabezpečení)

Nechť $\mathcal{E} = (E, D)$ je šifra definovaná nad trojicí $(\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{C})$. Uvažujme pravděpodobnostní experiment, ve kterém je náhodná proměnná \mathbf{k} rovnoměrně rozdělena na \mathcal{K} . Pokud pro každé $m_0, m_1 \in \mathcal{M}$, a každé $c \in \mathcal{C}$ platí:

$$\Pr[E(\mathbf{k}, m_0) = c] = \Pr[E(\mathbf{k}, m_1) = c],^{12}$$

nazýváme šifru \mathcal{E} dokonale bezpečnou.

Pokud je \mathcal{E} dokonale bezpečná a každý klíč k má stejnou pravděpodobnost výběru z \mathcal{K} , pak zpráva $c = E(k, m)$ bude nezávislá na m , což jak víme, je žádoucí.

Věta 5

Vernamova šifra je dokonale bezpečná.

Když tedy máme šifru, která je dokonale bezpečná, k čemu potřebujeme další šifry? Důvodem je praxe.

Prvním problémem je dokonale náhodný výběr klíče. Současné generátory nejsou dokonale náhodné, ale pouze pseudonáhodné (pravděpodobnost výběru každého je *téměř* stejná). To ale pro potřeby bezpečnosti nestačí. (Eva by mohla využít pseudonáhodnosti k snazšímu uhádnutí klíče.)

Tím druhým je paměťová náročnost. Pokud by si Alice s Bobem chtěli například poslat zprávu m o velikosti 1 GB, museli by být předem domluveni na klíči k stejné velikosti. Klíč k by pak museli mít uložený někde v paměti. Vzhledem k tomu, že by pro každou zprávu Alice s Bobem potřebovali nový klíč, není nutnost takové velikosti vhodná.

Následující věta ukazuje, že pokud chceme dosáhnout dokonalé bezpečnosti, musíme volit klíče alespoň stejné velikosti, jako jsou jimi šifrované zprávy. Tedy nedokážeme najít „stejně bezpečnou“ šifru, která by využívala klíče efektivněji než Vernamova šifra.

Věta 6 (Shannonova věta)

Nechť $\mathcal{E} = (E, D)$ je šifra definovaná nad $(\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{C})$. Je-li \mathcal{E} dokonale bezpečná, potom $|\mathcal{K}| \geq |\mathcal{M}|$.

Důsledek 7

Caesarova šifra \mathcal{E} není dokonale bezpečná.

Zejména kvůli těmto dvěma problémům se v praxi vzdáváme jisté míry bezpečnosti. Díky tomu jsme pak schopni zprávy šifrovat efektivněji.

¹²Symbolem Pr budeme v této práci značit funkci pravděpodobnosti.

1.3.2 Sémantické zabezpečení symetrických šifer

Definice 8 a 10 jsou převzaty z [2].

Nížší úrovní zabezpečení, která je ale oproti dokonalému zabezpečení prakticky udržitelná, je *sémantické zabezpečení*. Formální definice je nejnázve vedena přes tzv. *Attack Game*.¹³

Definice 8 (Attack Game sémantického zabezpečení symetrické šifry)

Nechť $\mathcal{E} = (E, D)$ je šifra definovaná nad $(\mathcal{K}, \mathcal{M}, \mathcal{C})$. Pro protivníka \mathcal{A} a $b \in \{0, 1\}$ definujeme:

Experiment b :

1. Protivník \mathcal{A} vybere zprávy $m_0, m_1 \in \mathcal{M}$, které mají stejnou délku a pošle je vyzyvateli.
2. Vyzyvatel náhodně vybere $k \in \mathcal{K}$ a vypočítá $c = E(k, m_b)$. Zašifrovanou zprávu c pošle protivníkovi \mathcal{A} .
3. Protivník \mathcal{A} vydá bit $\hat{b} \in \{0, 1\}$.

Pro $b \in \{0, 1\}$ označme W_b jev, kdy \mathcal{A} vydá 1 v Experimentu b . Výhodu sémantického zabezpečení protivníka \mathcal{A} proti \mathcal{E} definujeme jako

$$SSadv[\mathcal{A}, \mathcal{E}] = |\Pr[W_0] - \Pr[W_1]|.^{14}$$

POZNÁMKA 9

Jevy W_0 a W_1 (a jejich pravděpodobnost) jsou jistě ovlivněny náhodným výběrem k . Případně také náhodností využití ve funkci zašifrování E .

Definice 10 (Sémantické zabezpečení symetrické šifry)

Symetrická šifra \mathcal{E} je sémanticky bezpečná, pokud pro libovolného výkonného protivníka \mathcal{A} je hodnota $SSadv[\mathcal{A}, \mathcal{E}]$ zanedbatelná.

Pro úplnost bychom měli uvést, co přesně myslíme výrazy *výkonný protivník* a *zanedbatelná*. *Výkonný protivník* pro nás bude protivník, který pracuje v rozumném výpočetním čase. *Zanedbatelná* hodnota pro nás bude taková hodnota, která lze prakticky považovat za nulu (například hodnota 2^{-100}).

Sémanticky bezpečná šifra $\mathcal{E} = (E, D)$ zajišťuje, že Eva jako protivník v síti bez znalosti klíče k nerozezná dvě zprávy stejné délky m_0, m_1 , které byly funkcí E (s použitím klíče k) zašifrovány. Zajišťuje tedy, že zašifrovaná zpráva c Evě nedává žádnou informaci o původní zprávě m .

¹³Attack Game je častý nástroj využívaný například u důkazů tvrzení. Jedná se o hru dvou hráčů, vyzyvatele a protivníka. Ti se mezi sebou střídají v tazích. Vyzyvatel se svými volbami snaží tvrzení splnit, zatímco protivník se svými volbami snaží dosáhnout opaku.

¹⁴ $SSadv$ je zkratkou pro angl. *semantic security advantage*.

1.4 Modulární aritmetika

V této sekci uvedeme několik definic a vět, které nám pomohou v dalších pasážích tohoto textu. Na některé z nich budeme přímo odkazovat. U čtenáře předpokládáme základní znalosti z teorie grup, kongruence modulo n a dělitelnosti.

Grupa \mathbb{G} je dvojice (G, \circ) . G je množina prvků v grupě a \circ binární operace na množině G . Napříč celou prací, budeme často symboly \mathbb{G} a G zaměňovat. Například zápisem $|\mathbb{G}|$ budeme často značit řád grupy \mathbb{G} , ikdyž bychom správně měli psát $|G|$. Podobně zápisem $a \in \mathbb{G}$ budeme rozumět $a \in G$.

Často také budeme používat funkci největšího společného dělitele, označovatnou NSD . Ta bude přímajímat libovolný počet argumentů a vracet jejich největší společný dělitel.

Definice 11

Grupa \mathbb{G} se nazývá cyklická právě tehdy, když existuje prvek $g \in \mathbb{G}$ takový, že $\mathbb{G} = \{g^k \mid k \in \mathbb{Z}\}$. Prvek g se nazývá generátor cyklické grupy.

Definice 12

Řád prvku a v grupě \mathbb{G} je nejmenší přirozené číslo b takové, že $a^b = e$, kde e je neutrálním prvkem grupy \mathbb{G} .

Věta 13 (Lagrangeova věta)

Nechť \mathbb{H} je podgrupa grupy \mathbb{G} . Pak řád $|\mathbb{H}|$ dělí řád $|\mathbb{G}|$.

Následující věta je důsledkem Věty 13.

Věta 14 (Cauchyho věta)

Nechť \mathbb{G} je konečná grupa řádu n a p je prvočíslo. Pokud p dělí n , pak v \mathbb{G} existuje prvek (a tedy i cyklická podgrupa) řádu p .

Důsledek 15

Každá grupa prvočíselného řádu je cyklická.

Věta 16

Nechť \mathbb{G} je cyklická grupa řádu n , g její generátor a necht $b = g^a \in \mathbb{G}$. Pak prvek b generuje cyklickou podgrupu \mathbb{H} řádu n/d , kde d je $NSD(n, a)$.

Definice 17

Multiplikatívni grupu nenulových zbytkových tříd modulo p budeme značit \mathbb{Z}_p^* .

Věta 18

Pro libovolné prvočíslo p je \mathbb{Z}_p^ cyklická.*

Definice 19

Neutrální prvek multiplikatívni grupy budeme nazývat *jednička*.

Definice 20

Eulerova funkce $\varphi : \mathbb{N} \rightarrow \mathbb{N}$ přiřazuje každému přirozenému číslu n počet přirozených čísel menších nebo rovno n , která jsou s n nesoudělná, tedy

$$\varphi(n) = |K|, \text{ kde } K = \{k \in \mathbb{N} \mid k \leq n; NSD(k, n) = 1\}.$$

Věta 21 (Vlastnosti Eulerovy funkce)

Pro různá prvočísla p, q a $m \in \mathbb{N}_0$ platí:

- (a) $\varphi(p) = p - 1$,
- (b) $\varphi(pq) = \varphi(p) \cdot \varphi(q)$,
- (c) $\varphi(p^m) = (p - 1) \cdot p^{m-1}$.

Věta 22

Každá konečná cyklická grupa řádu n má právě $\varphi(n)$ různých generátorů, kde φ je Eulerova funkce.

Důsledek 23

Každá konečná cyklická grupa prvočíselného řádu p má $p - 1$ různých generátorů.

Věta 24 (Čínská věta o zbytcích [4])

Nechť $\{n_i\}_{i=1}^k$ je konečná posloupnost vzájemně nesoudělných přirozených čísel a a_1, \dots, a_k jsou libovolná přirozená čísla. Pak existuje řešení $x \in \mathbb{Z}$ systému kongruencí

$$x \equiv a_i \pmod{n_i} \quad (i = 1, \dots, k).$$

Dále, každé $a' \in \mathbb{Z}$ je řešením tohoto systému kongruencí právě tehdy, když $x \equiv a' \pmod{n}$, kde $n = \prod_{i=1}^k n_i$.

1.5 Diffieho-Hellmanova výměna klíčů

Inspirací pro tuto část bylo dílo [2] a kniha [5].

V úvodu k symetrickému šifrování jsme zmínili, že výměna (respektive domluva) tajného klíče k mezi Alicí a Bobem tak, aby jej nezískala Eva, není jednoduchý úkol. S pomocí některých znalostí, které jsme uvedli v sekci 1.4, zmíníme protokol, pomocí kterého to bude možné. Diffieho-Hellmanova výměna klíčů stojí na myšlence *jednosměrných funkcí*. Jednosměrná funkce H je taková funkce, kde pro každý vstup x lze snadno spočítat $H(x)$, ale z $H(x)$ nelze snadno zjistit původní x .¹⁵ Jinými slovy, není snadné k funkci H najít inverzní funkci H^{-1} . Více o jednosměrných funkcích viz knihu [6]. Celý protokol pak bude probíhat obecně takto [2]:

¹⁵Jako praktický příklad se často uvádí smíchání dvou barev. Dvě různé barvy lze snadno smíchat a následně zjistit barvu, která vznikne. Z výsledné barvy samotné ale zřejmě není jednoduché zjistit barvy, jejichž smícháním vznikla.

1. Alice náhodně vygeneruje svůj tajný klíč α a spočítá $H(\alpha)$. To stejné provede Bob pro svůj náhodně vygenerovaný tajný klíč β .
2. Alice a Bob si přes síť vymění $H(\alpha)$ a $H(\beta)$.
3. Alice s pomocí svého tajného klíče α a obdrženého $H(\beta)$ vypočítá $C(\alpha, \beta)$. Stejně učiní Bob se svým tajným klíčem β a obdrženého klíče $H(\alpha)$.
4. Alice a Bob v komunikaci použijí $k = C(\alpha, \beta)$ jako jejich společný tajný klíč.

Aby protokol fungoval korektně a efektivně, požadujeme následující:

- Pro každý vstup x lze $H(x)$ snadno spočítat.
- Z α a $H(\beta)$ lze snadno spočítat $C(\alpha, \beta)$.
- Z β a $H(\alpha)$ lze snadno spočítat $C(\alpha, \beta)$.
- Z $H(\alpha)$ a $H(\beta)$ nelze snadno spočítat $C(\alpha, \beta)$.

Tyto podmínky implikují, že H musí být jednosměrná funkce. Za splnění těchto podmínek platí, že Alice i Bob s pomocí protokolu efektivně získají stejný klíč k (to plyne přímo z první a třetí podmínky). Stačí tedy nalézt vhodné funkce H a C tak, aby splňovaly podmínky.

Pro vhodně vybraný generátor g zvolme:

$$H(x) = g^x$$

$$C(x, y) = (g^x)^y.$$

Takto zvolené funkce H a C zřejmě splňují námi uvedené podmínky. Výpočetně náročnou funkcí H^{-1} je v našem případě funkce *diskrétního logaritmu*. Abychom navíc předešli tomu, že vygenerovaný klíč bude příliš velký (což jak víme není vhodné), budeme pracovat s adekvátní konečnou algebraickou doménou.

1.5.1 Protokol D-H

Popis protokolu vznikl čerpáním z díla [2] a knihy [5].

1. Alice se s Bobem domluví na velkém prvočísle p (to bude určovat potřebnou konečnou doménu). Prvočíslo p by mělo být alespoň 2048 bitů dlouhé. Zároveň by mělo platit, že existuje (alespoň 256 bitů dlouhé) prvočíslo q , které dělí $p - 1$. Tomu, proč je existence q důležitá, se budeme věnovat v sekci 1.6.2.3. Na prvočísle p se mohou domluvit i nezabezpečenou komunikací přes síť. Nevadí, že Eva p zachytí.

2. Dále se Bob s Alicí musí domluvit na generátoru g grupy \mathbb{Z}_p^* . Nalezení generátoru grupy není obecně jednoduchý úkol. Budeme ale předpokládat, že g (včetně jeho řádu - viz Definice 12) je parametr sdílený všemi uživateli v síti (i Evou).
3. Alice náhodně vybere (velké) číslo $\alpha \in \mathbb{N}$, vypočítá $A = g^\alpha \pmod p$ a A pošle po síti Bobovi.
4. Bob náhodně vybere (velké) číslo $\beta \in \mathbb{N}$, vypočítá $B = g^\beta \pmod p$ a B pošle po síti Alici.
5. Alice vypočítá $k = B^\alpha \pmod p$.
6. Bob vypočítá $k = A^\beta \pmod p$.

Všimněme si, že $B^\alpha \equiv g^{\beta\alpha} \pmod p$ a $A^\beta \equiv g^{\alpha\beta} \pmod p$. Z komutativity násobení plyne, že $g^{\beta\alpha} = g^{\alpha\beta}$. Z tohoto vyplývá, že Alice a Bob nezávisle na sobě získají stejný klíč k .

1.5.2 Bezpečnost D-H výměny klíčů

Celou komunikaci na síti poslouchá Eva. Z návrhu našeho protokolu víme, že Eva zachytila p , A (tedy g^α) a B (tedy g^β). Navíc zná i generátor g . Jestliže chce Eva šifrované zprávy dešifrovat, musí získat k . Čelí tedy následujícímu problému [5]:

Definice 25 (Diffieho-Hellmanův problém (DHP))

Nechť \mathbb{G} je cyklická grupa řádu n , g její generátor a $\alpha, \beta \in \mathbb{N}$. Nalezení hodnoty $g^{\alpha\beta}$ se znalostí g, g^α, g^β , ale bez znalosti α, β budeme nazývat **Diffieho-Hellmanův problém**.

Platí, že Eva je schopna vyřešit DHP, pokud umí vyřešit tzv. *problém diskrétního logaritmu* (viz Definice 26). I když opačná implikace zatím nebyla dokázána, panuje shoda, že oba zmíněné problémy jsou ekvivalentní.

Bezpečnost D-H výměny klíčů se tedy výrazně opírá o složitost řešení problému diskrétního logaritmu. Tomu, za jakých podmínek jej považujeme za obtížně řešitelný (a tedy D-H výměnu jako bezpečnou), se budeme věnovat v následující sekci.

1.6 Problém diskrétního logaritmu

Informace pro tuto část byly čerpány z díla [2].

V Definici 25 jsme představili problém DHP. Jistě platí, že pokud bychom byli schopni z g^α efektivně získat α (případně z g^β získat β), pak bychom uměli také efektivně řešit DHP.

Definice 26 (Problém diskretního logaritmu (DLP))

Nechť \mathbb{G} je cyklická grupa řádu n , g její generátor a x libovolný prvek z \mathbb{G} . Číslo $e \in \mathbb{Z}_n$ takové, že

$$g^e \equiv x \pmod{n}, \quad (1)$$

nazveme diskretním logaritmem o základu g z x . Nalezení takového čísla e budeme nazývat **problém diskretního logaritmu**.

Existuje řada grup \mathbb{G} , u nichž předpokládáme, že je v nich problém diskretního logaritmu obtížně řešitelný. Na tomto předpokladu stojí bezpečnost řady šifrovacích protokolů, včetně Diffieho-Hellmanovy výměny klíčů (jak jsme uvedli v sekci 1.5.2).

Definice 27 (Předpoklad diskretního logaritmu)

Předpoklad diskretního logaritmu platí pro cyklickou grupu \mathbb{G} právě tehdy, když je pravděpodobnost správného určení diskretního logaritmu zanedbatelná.

V následujících sekcích se zaměříme na volbu grupy \mathbb{G} a vliv jejích vlastností na obtížnost DLP. Předem jen uvedme, že obtížnost DLP je úzce provázána s prvočísly.

1.6.1 Obtížnost DLP

V současnosti se za vhodnou volbu \mathbb{G} považuje grupa řádu p , kde p je velké prvočíslo (alespoň 2048 bitů dlouhé). Pro p také musí platit, že číslo $p - 1$ má alespoň jednoho velkého prvočíselného dělitele q (alespoň 256 bitů) [2].

POZNÁMKA 28

Prvočíselný řád grupy \mathbb{G} automaticky zaručuje cykličnost (viz Důsledek 15).

Složitost nalezení diskretního logaritmu x v grupě řádu p , kde p má k číslic, je prakticky stejná jako nalezení faktorizace k -ciferného celého čísla. Díky tomu můžeme říct, že DLP je zhruba stejně obtížný jako problém faktorizace¹⁶ [8]. Pro DLP není znám žádný polynomiální algoritmus, který by jej řešil. Je třeba zdůraznit, že zatím ani nebylo dokázáno, že takový algoritmus neexistuje.¹⁷

1.6.2 Výpočet diskretního logaritmu

V této části představíme tři algoritmy pro řešení DLP. Tyto algoritmy nám pomohou blíže porozumět obtížnosti DLP. Každý z těchto algoritmů využívá odlišný přístup.

¹⁶Faktorizaci se podrobně věnujeme v sekci 2.3.1.

¹⁷Tento fakt souvisí s problémem P versus NP . Ten patří k nejznámějším otevřeným problémům teoretické informatiky. Pro více o třídách složitosti viz [7].

1.6.2.1 Algoritmus založený na hrubé síle

Podklady k tomuto algoritmu byly čerpány z díla [4].

Nejjednodušším způsobem k nalezení diskretního logaritmu je využití hrubé síly. Necht \mathbb{G} je cyklická grupa řádu n . Algoritmus založený na hrubé síle jednoduše vyzkouší všechny možné exponenty, dokud nenajde exponent e vyhovující rovnici (1). Implementaci tohoto algoritmu v jazyce Python můžeme vidět na Zdrojovém kódu 1.

```
1 def brute_force_dlog(generator, result, modulus):
2
3     # make sure the result is in range
4     result %= modulus
5
6     # increase exponent until given result is found
7     for exponent in range(modulus):
8         current_result = pow(generator, exponent, modulus)
9
10        if current_result == result:
11            return exponent
12
13    # if DLP has no solution
14    return None
```

Zdrojový kód 1: Nalezení diskretního logaritmu hrubou silou

Takto navržený algoritmus je jistě korektní. V nejhorším případě potřebuje provést n násobení v grupě \mathbb{G} .

1.6.2.2 Rekurzivní algoritmus

Tento algoritmus byl (včetně popisu jeho myšlenky) převzat z [4].

Algoritmus řeší DLP v cyklické podgrupě \mathbb{G} multiplikativní grupy \mathbb{Z}_p^* . Řád grupy \mathbb{G} musí být ve tvaru q^y , pro $q > 1, y \geq 1$. Generátor grupy \mathbb{G} označme g . Algoritmus hledání řešení DLP v této grupě postupně rekurzivně¹⁸ zredukuje až na hledání řešení DLP v grupě řádu q . Ukončovací podmínkou rekurze tedy bude případ, kdy $y = 1$. V tomto případě k výpočtu použijeme algoritmus ze sekce 1.6.2.1.

V případě $y > 1$ zvolíme $z = \lfloor y/2 \rfloor$. Diskretní logaritmus e pak lze vyjádřit jako $e = q^z v + u$, pro $u, v \in \mathbb{N}$, kde $0 \leq u < q^z$ a $0 \leq v < q^{y-z}$.

Potom platí

$$x = g^e = g^{(q^z)v+u} = g^{(q^z)v} \cdot g^u. \quad (2)$$

Umocněním obou stran na q^{y-z} získáme

¹⁸Rekurzivní algoritmus je takový algoritmus, který ve svém těle obsahuje volání sebe sama.

$$x^{q^{y-z}} = g^{q^{y-z}u}.^{19} \quad (3)$$

Dle Věty 16 platí, že $g^{q^{y-z}}$ je řádu q^z . Můžeme tedy rekurzivně spočítat diskretní logaritmus o základu $g^{q^{y-z}}$ z $x^{q^{y-z}}$. Tímto způsobem můžeme rekurzivně pokračovat, dokud nenarazíme na ukončovací podmínku a nezískáme u .

Vydělením obou stran rovnice (2) hodnotou g^u získáme

$$x/g^u = g^{q^z v}. \quad (4)$$

Opět z Věty 16 plyne, že g^{q^z} je řádu q^{y-z} . Rekurzivně tedy můžeme spočítat diskretní logaritmus o základu g^{q^z} z x/g^u , dokud nezískáme v . Po získání u a v snadno vypočítáme $e = q^z v + u$.

Implementaci tohoto algoritmu v jazyce Python můžeme vidět na Zdrojovém kódu 2.

```

1 def recursive_dlog(generator, result, q, y, p):
2     result %= p
3
4     # base case, basic algorithm is used
5     if y == 1:
6         return brute_force_dlog(generator, result, p)
7
8     # reduce the group order
9     z = y // 2
10
11    # find new generators in the smaller groups
12    u_generator = pow(generator, q ** (y - z), p)
13    u_result = pow(result, q ** (y - z), p)
14    u = recursive_dlog(u_generator, u_result, q, z, p)
15
16    v_generator = pow(generator, q**z, p)
17    v_result = result * pow(generator, -u, p)
18    v = recursive_dlog(v_generator, v_result, q, y - z, p)
19
20    return (q**z) * v + u

```

Zdrojový kód 2: Nalezení diskretního logaritmu rekurzivním algoritmem

1.6.2.3 Silver-Pohlig-Hellmanův algoritmus

Tato sekce vznikla čerpáním informací uvedených v knize [5]. Věta 29 je pak převzata z [2].

Tento algoritmus kromě dalšího způsobu řešení problému DLP také ukazuje zajímavý vztah mezi faktorizací řádu grupy \mathbb{G} a obtížností řešení DLP v ní. Algoritmus využívá rekurzivního algoritmu ze sekce 1.6.2.2 a Čínské věty o zbytcích

¹⁹Protože $g^{(q^z)v}$ je řádu q^{y-z} . Umocněním $g^{(q^z)v}$ tedy dle definice získáme jednotkový prvek, který se vzhledem k násobení chová neutrálně.

(viz Věta 24). Analýza složitosti algoritmu odhalí, proč je důležité, aby existoval velký prvočíselný dělitel q čísla n .

Nechť n je řád grupy \mathbb{G} . Pak dle Věty 39 existuje rozklad

$$n = q_1^{e_1} \cdots q_r^{e_r}. \quad (5)$$

Věta 29

Pokud je znám rozklad (5), pak je časová složitost Silver-Pohlig-Hellmanova algoritmu v grupě \mathbb{G} :

$$O\left(\sum_{i=1}^r a_i (\ln n + \sqrt{q_{max}})\right) = O(\sqrt{q_{max}} \cdot \ln n),^{20} \quad (6)$$

kde hodnota q_{max} značí největší prvočíslo, které dělí n .

Z Věty 29 získáváme několik důležitých faktů. Především platí, že složitost výpočtu diskretního logaritmu v cyklické grupě \mathbb{G} řádu n je dána velikostí největšího prvočísla, které n dělí [2].

Důsledek 30

Aby platil předpoklad diskretního logaritmu v grupě \mathbb{G} , její řád musí mít alespoň jednoho velkého prvočíselného dělitele [2].

Pokud bychom například chtěli spočítat diskretní logaritmus v grupě \mathbb{G} s řádem $n = 2^l$, bude stačit provést $O(\ln n)$ násobení v grupě.

Kdyby se tedy Alice s Bobem u D-H výměny klíčů domluvili na prvočísle p ve tvaru $p = 2^l + 1$. Evě by k prolomení celé komunikace stačilo řešit DLP v grupě \mathbb{Z}_p^* s řádem 2^l . Pro výpočet diskretního logaritmu v takové grupě by dle Věty 29 stačilo provést $O(\sqrt{2} \cdot \ln n)$ násobení v grupě.²¹ Výpočet diskretního logaritmu (a tím i získání tajného klíče k) by tedy pro Evu byl snadný úkol.

POZNÁMKA 31 (ZEFEKTIVNĚNÍ PROTOKOLU D-H)

Složitost Silver-Pohlig-Hellmanova algoritmu také dává návod pro zefektivnění D-H protokolu. Namísto spuštění D-H protokolu v celé grupě \mathbb{Z}_p^* stačí protokol spustit v podgrupě $\mathbb{G}_{q_{max}}$ řádu q_{max} . (Existence takové podgrupy $\mathbb{G}_{q_{max}}$ plyne přímo z Věty 14.)

Dle Věty 29 takovéto omezení bude mít pouze zanedbatelný vliv na bezpečnost protokolu. Navíc díky počítání s menšími hodnotami zvýšíme efektivitu celého protokolu.

²⁰Předpokládáme, že operaci násobení v grupě provádíme v konstantním čase. Přesná časová složitost samozřejmě vždy závisí na konkrétní implementaci.

²¹Zde již předpokládáme, že známe faktorizaci čísla 2^l . Uvidíme, že pro takové číslo je nalezení faktorizace poměrně snadný úkol.

Konkrétní implementace tohoto algoritmu v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

1.7 Napadení protokolu D-H trochu jinak

V úvodní kapitole této práce jsme uvedli, že Eva umí komunikaci proudící po síti pouze číst. Eva tedy nemůže zprávy posílat, mazat, ani modifikovat. Pokud se v síti nachází protivník, který takové schopnosti má, stává se uvedený protokol snadno napadnutelným. Protivníka, který bude mít schopnost posílat, mazat a modifikovat zprávy v síti, nazveme Mallory.²²

Ukažme si, jak by Mallory mohl komunikaci mezi Alicí a Bobem jednoduše napadnout. Alice s Bobem se pomocí protokolu D-H chtějí domluvit na tajném klíči k , který využijí k šifrování zpráv.

1. Alice pošle Bobovi velké prvočíslo p . Mallory p zachytí a zapamatuje si ho.
2. Alice náhodně vybere (velké) číslo $\alpha \in \mathbb{N}$, vypočítá $A = g^\alpha \pmod p$ a následně A pošle po síti Bobovi.
3. Mallory zprávu A zachytí a nepošle ji dále Bobovi. Místo toho vybere velké číslo $\gamma \in \mathbb{N}$, vypočítá $C = g^\gamma \pmod p$ a C pošle po síti Bobovi.
4. Bob náhodně vybere (velké) číslo $\beta \in \mathbb{N}$, vypočítá $B = g^\beta \pmod p$ a následně B pošle po síti Alici.
5. Mallory zprávu B zachytí a nepošle ji Alici. Místo toho Alici pošle C .
6. Alice vypočítá $k_1 = C^\alpha \pmod p$. Bob vypočítá $k_2 = C^\beta \pmod p$.
7. Mallory vypočítá $k_1 = A^\gamma \pmod p$ a $k_2 = B^\gamma \pmod p$.

Alice a Bob si nyní mohou myslet, že se dohodli na společném klíči, pomocí kterého povedou zabezpečenou komunikaci. Ve skutečnosti bude ale jejich veškerou komunikaci číst (případně měnit) Mallory, aniž by o tom Alice s Bobem věděli. Ukažme si to na příkladu komunikace, která probíhá po výše zmíněné výměně klíče.

PŘÍKLAD 32 (PRŮBĚH KOMUNIKACE OVLÁDNUTÉ MALLORYM)

Alice pomocí k_1 zašifruje zprávu m a pošle c po síti Bobovi. Mallory c zachytí a pomocí k_1 ji dešifruje. Zprávu m si nyní může přečíst a kompletně změnit její obsah. Upravenou zprávu m' zašifruje pomocí k_2 a c' pošle Bobovi.²³ Bob zprávu c' dešifruje pomocí k_2 , aniž by poznal, že byla změněna.

²²Jméno Mallory (z angl. *malicious attacker*) se nejčastěji používá jako označení útočníka, který je (oproti Evě) aktivní.

²³Pokud Mallory zprávu pouze čte, potom zřejmě $m = m'$.

Problém je jistě v autentizaci zpráv. Alice ani Bob nemají možnost zjistit, že byla zpráva někým upravena. Bob nemá ani jistotu, že obdrženou zprávu poslala opravdu Alice (a naopak).

Šifrovací metody, které autentizaci zajišťují (a budou tedy komunikaci chránit i před Mallorym), představíme v kapitole [2](#).

2 Asymetrické šifrování

Asymetrické šifrování je způsob šifrování, ve kterém je v procesu zašifrování zprávy použit odlišný klíč, než při procesu dešifrování.²⁴

Podobně jako v kapitole 1 budeme hledat řešení základního problému uvedeného v úvodní kapitole této práce. Později navíc představíme systémy, které budou bezpečné i v síti silnějším protivníkem Mallorym.

Následující formální definice asymetrické šifry, byla převzata z [2].

Definice 33 (Asymetrická šifra)

Nechť \mathcal{M} je množina všech zpráv a \mathcal{C} je množina všech zašifrovaných zpráv. Asymetrická šifra \mathcal{E} definovaná nad $(\mathcal{M}, \mathcal{C})$ je uspořádaná dvojice $\mathcal{E} = (E, D)$, kde:

- E je pravděpodobnostní algoritmus zašifrování. E přijímá na vstupu veřejný klíč k_p a zprávu $m \in \mathcal{M}$. Jako výstup vrací zašifrovanou zprávu $c \in \mathcal{C}$.
- D je deterministický algoritmus dešifrování. D přijímá na vstupu soukromý klíč k_s a zašifrovanou zprávu $c \in \mathcal{C}$. Jako výstup vrací dešifrovanou zprávu $m \in \mathcal{M}$.

Stejně jako u symetrických šifer budeme požadovat, aby byl Bob dešifrováním c schopen získat stejnou zprávu m , kterou mu Alice poslala. Musí tedy platit *podmínka korektnosti*:

$$D(k_s, E(k_p, m)) = m.$$

POZNÁMKA 34

Všimněme si rozdílu oproti podmínce korektnosti u symetrického šifrování.

2.1 Klíčový pár

Dvojici klíčů k_s (soukromý klíč) a k_p (veřejný klíč), které zaručují splnění podmínky korektnosti, budeme říkat *klíčový pár*.²⁵ Už pojmenování klíčů samotné říká, že k_s bude chtít uživatel udržet v tajnosti a k_p bude moct veřejně sdělit.

Přenos zprávy m od Alice k Bobovi bude probíhat následovně:

1. Bob vygeneruje svůj klíčový pár (k_s, k_p) . Soukromý klíč si uchová v tajnosti a veřejný klíč nahraje do veřejné databáze.²⁶

²⁴Místo názvu *asymetrické šifrování* se často používá název *šifrování s veřejným klíčem* (anglicky *public-key cryptography*).

²⁵Indexy s a p jsou z angl. *secret* a *public*.

²⁶Nahráním klíče k_p do veřejné databáze budeme chápat jeho zveřejnění a zpřístupnění všem uživatelům v síti. Bob by ho mohl případně nahrát na internet, nebo jej Alici poslat přímo po síti.

2. Alice pomocí k_p (z veřejné databáze) zašifruje zprávu m na $c = E(k_p, m)$ a získané c pošle po síti Bobovi.
3. Bob s použitím svého soukromého klíče spočítá $D(k_s, c)$ a získá původní zprávu m .

Jelikož je Bobův veřejný klíč k_p zpřístupněn všem uživatelům v síti, každý uživatel může pomocí něj zašifrovat zprávu a poslat ji Bobovi. Bezpečnost celého systému se potom opírá o fakt, že zašifrovaná zpráva lze dešifrovat pouze pomocí soukromého klíče k_s . A jelikož si Bob svůj soukromý klíč uchoval v tajnosti, bude šifrované zprávy moct dešifrovat pouze on.

POZNÁMKA 35

Opět si všimněme rozdílu oproti symetrickému šifrování. U něj měl každý uživatel, který mohl zprávy zašifrovat, možnost zprávy také dešifrovat (stejným klíčem).

To, že korektní dešifrování zprávy může provést pouze vlastník soukromého klíče k_s zajišťuje základní úroveň bezpečnosti. Oproti symetrickému šifrování navíc nemusela proběhnout žádná předchozí domluva mezi Alicí a Bobem. Soukromý klíč (ani žádná informace o něm) nebyl poslán přes síť. Tím přirozeně snižujeme riziko, že jej někdo odhalí.

Zároveň, pokud bude libovolný jiný uživatel v síti, Carlos, chtít poslat zprávu Bobovi, nebude se s Bobem muset na ničem domlouvat. Pouze použije volně přístupný veřejný klíč k_p k zašifrování zprávy, kterou bude chtít Bobovi poslat. Carlos bude navíc mít jistotu, že zprávu zpětně dešifruje pouze vlastník soukromého klíče k_s , tedy Bob.

Oproti symetrickému šifrování ale Bob vygenerováním svého klíčového páru nezajistí obousměrnou komunikaci. Pokud bude navíc Alice chtít přijímat zprávy od Boba, pak si musí vygenerovat svůj vlastní klíčový pár. Alice potom podobně jako Bob nahraje svůj veřejný klíč do veřejné databáze a svůj soukromý klíč uchová v tajnosti.

2.1.1 Volba klíčového páru

Pro klíčový pár (k_s, k_p) musí platit, že z veřejného klíče k_p nelze získat soukromý klíč k_s . Pokud by tato podmínka neplatila, pak by mohl zprávy dešifrovat každý. Kdokoli by si totiž mohl z volně přístupného veřejného klíče k_p vypočítat soukromý klíč k_s . Získání soukromého klíče nebude bohužel nikdy nemožné. Eva jej například může uhádnout. Budeme tedy požadovat, aby získání k_s ze znalosti k_p bylo značně výpočetně náročné. Pravděpodobnost „uhádnutí“ soukromého klíče pak podobně jako u symetrického šifrování snížíme tak, že zvětšíme množinu, ze které budeme soukromý klíč vybírat.

2.2 Volba algoritmu zašifrování

Informace pro tuto sekci a její podsekcce byly čerpány z [2].

V popisu asymetrické šifry jsme uvedli, že algoritmus zašifrování E musí být pravděpodobnostní. Ukážeme, že pro deterministický algoritmus zašifrování E bychom ztratili záruku sémantického zabezpečení šifry \mathcal{E} . Abychom mohli problém popsat podrobněji, zdefinujeme nejprve sémantické zabezpečení pro asymetrické šifry.

2.2.1 Sémantické zabezpečení asymetrických šifer

Definice 36 a 37 jsou převzaty z [2].

Oproti sémantickému zabezpečení ze sekce 1.3.2 musíme pouze mírně upravit Attack Game 8 tak, aby odpovídala asymetrickému šifrování.

Definice 36 (Attack Game sémantického zabezpečení asymetrické šifry)

Nechť $\mathcal{E} = (E, D)$ je šifra definovaná nad $(\mathcal{M}, \mathcal{C})$. Pro protivníka \mathcal{A} a $b \in \{0, 1\}$ definujeme:

Experiment b :

1. Vyzyvatel vygeneruje klíčový pár (k_s, k_p) a k_p pošle protivníkovi \mathcal{A} .
2. Protivník \mathcal{A} vybere zprávy $m_0, m_1 \in \mathcal{M}$, které mají stejnou délku a pošle je vyzyvateli.
3. Vyzyvatel vypočítá $c = E(k_p, m_b)$. Zašifrovanou zprávu c pošle protivníkovi \mathcal{A} .
4. Protivník \mathcal{A} vydá bit $\hat{b} \in \{0, 1\}$.

Pro $b \in \{0, 1\}$ označme W_b jev, kdy \mathcal{A} vydá 1 v Experimentu b . Výhodu sémantického zabezpečení protivníka \mathcal{A} proti \mathcal{E} definujeme jako

$$SSadv[\mathcal{A}, \mathcal{E}] = |\Pr[W_0] - \Pr[W_1]|.$$

Definice 37 (Sémantické zabezpečení asymetrické šifry)

Asymetrická šifra \mathcal{E} je sémanticky bezpečná, pokud pro libovolného výkonného protivníka \mathcal{A} je hodnota $SSadv[\mathcal{A}, \mathcal{E}]$ zanedbatelná.

2.2.2 Deterministické zašifrování

Nyní ukážeme, že pokud by pro šifru $\mathcal{E} = (E, D)$ byl algoritmus zašifrování E deterministický, nebyla by \mathcal{E} sémanticky bezpečná. Ukažme průběh Attack Game z Definice 36 pro protivníka \mathcal{A} a deterministický algoritmus zašifrování E .

1. \mathcal{A} obdrží k_p od vyzyvatele.

2. \mathcal{A} vybere zprávy $m_0, m_1 \in \mathcal{M}$, které mají stejnou délku a pošle je vyzyvateli.
3. Vyzyvatel odpoví zašifrovanou zprávou c , kterou získá jako $c = E(k_p, m_b)$.
4. \mathcal{A} vypočítá $c_0 = E(k_p, m_0)$ a vydá 0 pokud $c = c_0$. Jinak vydá 1.

Protože E pracuje deterministicky, $b = 0$ právě tehdy, když $c = c_0$. Dle uvedeného postupu tedy \mathcal{A} vydá 0 právě tehdy, když $b = 0$. Pokud $b = 1$ vydá \mathcal{A} výsledek 1. Platí tedy $SSadv[\mathcal{A}, \mathcal{E}] = 1$ a dle Definice 37 pak \mathcal{E} není sémanticky bezpečná.

Z tohoto důvodu požadujeme, aby algoritmus E byl pravděpodobnostní. Měl by tedy ve svém výpočtu využívat náhodnosti. Nesmí (tak jak by to dělal deterministický algoritmus) pokaždé zprávu m zašifrovat stejným způsobem. Použití pravděpodobnostního algoritmu zaručí sémantické zabezpečení, což zmenší šanci na prolomení šifry \mathcal{E} .

2.3 Prvočíselnost

Než se dostaneme ke konkrétním metodám a protokolům využívajících asymetrické šifrování, podíváme se na několik vlastností prvočísel. Uvedeme také několik věcí, které s prvočíselností souvisí. Poznatků získaných v této sekci využijeme v sekcích následujících. Na některé z nich budeme přímo odkazovat. U čtenáře předpokládáme základní znalosti z teorie čísel, kongruence modulo n a dělitelnosti.

Definice 38

Přirozené číslo p se nazývá prvočíslo právě tehdy, když $p \neq 1$ a je dělitelné pouze čísly 1 a p .

Věta 39 (Základní věta aritmetiky)

Každé přirozené číslo větší než jedna lze vyjádřit jednoznačně až na pořadí činitelů jako součin prvočísel.

Věta 40 (Malá Fermatova věta)

Pro každé prvočíslo p a každé $a \in \mathbb{N}$ platí: $a^p \equiv a \pmod{p}$. Pokud navíc platí $\text{NSD}(a, p) = 1$, pak $a^{p-1} \equiv 1 \pmod{p}$.

Definice 41 (Silné prvočíslo)

Prvočíslo p se nazývá silným prvočíslem právě tehdy, když existuje přirozené číslo r takové, že platí následující tři podmínky:

- (a) $p - 1$ má velkého prvočíselného dělitele r .
- (b) $p + 1$ má velkého prvočíselného dělitele.
- (c) $r - 1$ má velkého prvočíselného dělitele.

2.3.1 Faktorizace

Zdrojem pro tuto sekci byly knihy [9] a [10].

V této sekci se budeme blíže věnovat významnému problému, který úzce souvisí s prvočísly a šifrováním. Jeho formulaci umožňuje Věta 39.

Definice 42 (Problém faktorizace (FP))

Nechť n je přirozené číslo a $n > 1$. Nalezení rozkladu

$$n = p_1^{e_1} p_2^{e_2} \cdots p_k^{e_k}, \quad (7)$$

kde p_i jsou různá prvočísla a každé $e_i \geq 1$ budeme nazývat **problém faktorizace**.

Problém faktorizace je významný díky složitosti jeho řešení. Nalezení rozkladu (7) není obecně snadný úkol. V současnosti není znám algoritmus pracující v polynomiálním čase, který by FP řešil. Také ale nebylo dosud dokázáno, že takový algoritmus neexistuje. Pro dostatečně velká číslo n pracují dnes známé algoritmy velice dlouho. Čas potřebný k nalezení faktorizace roste exponenciálně s velikostí čísla n . Věří se, že FP je dostatečně obtížný pro alespoň 1000 bitů dlouhé číslo n [2].

Obecně rozlišujeme dva druhy algoritmů pro nalezení faktorizace:

- Algoritmy, které řeší FP pro specifický tvar čísla n .
- Algoritmy, které řeší FP pro libovolné hodnoty n .

V této práci se budeme věnovat zejména prvnímu druhu. Tyto algoritmy budou pracovat efektivně pro specifické hodnoty n . Na základě této sekce tedy bude jasné, jaké volby hodnot n faktorizaci „usnadňují“. Těchto poznatků využijeme v sekci 2.5.1, kde ukážeme, proč je obtížnost problému faktorizace důležitá. Hodnoty n , pro které existuje efektivní algoritmus pro nalezení faktorizace, zřejmě nebudou vhodnou volbou v šifrovacích protokolech, jejichž bezpečnost se o složitost tohoto úkolu opírá.

Problém testování prvočíselnosti se zdá být obecně snazší než problém faktorizace.²⁷ Je tedy vhodné otestovat prvočíselnost čísla n ještě předtím, než se pokusíme nalézt jeho faktorizaci. Pro prvočíslo n nemá totiž smysl faktorizaci hledat. Jediným členem rozkladu 7 bude číslo n^1 . Vybrané testy prvočíselnosti jsou uvedeny v sekci 2.3.2. Dále v této sekci budeme předpokládat, že n je složené, a tedy má smysl jeho faktorizaci hledat.

V následujících sekcích představíme několik vybraných algoritmů řešících přímo problém FP nebo problém nalezení dělitelů. S ohledem na cíle této práce a její rozsah bude naším cílem popsat především základní myšlenky těchto algoritmů, nikoliv jejich matematické detaily a korektnost.

²⁷Podobně jako spousta dalších vztahů, nebyl ani tento vztah dosud dokázán nebo vyvrácen. Opět jde o známý inforatický problém P versus NP . Pro více o třídách složitosti viz [7].

2.3.1.1 Metoda opakovaného dělení

Zdrojem pro tuto sekci a vzorem pro implementaci byla kniha [10].

Metoda opakovaného dělení (angl. *trial division*) je nejzákladnější metodou pro nalezení faktorizace. Jednoduše postupujeme tak, že testujeme dělitelnost čísla n všemi prvočíslly menšími nebo rovno \sqrt{n} . Pokud narazíme na prvočíslo, které n dělí, uložíme jej do seznamu a pokračujeme v testování. Po dosažení horní hranice je posledním prvočíselným dělitelem n podíl čísla n a součinu dosud nalezených prvočíselných dělitelů.

K tomuto postupu ale potřebujeme mít někde prvočísla uložena, což nemusí být efektivní vzhledem k paměti. Zároveň nikdy nebude možné mít uložena všechna prvočísla. Pro dostatečně velká n bychom pak nemuseli mít uložena potřebná prvočísla k otestování.

Snadnější variantou je testovat dělitelnost čísla n čísly 2, 3 a následně všemi čísly ve tvaru $6k \pm 1$. Tento výčet pokrývá všechna prvočísla. Zároveň ale testuje dělitelnost n složenými čísly, což je zbytečné. I přes tato zbytečně provedená dělení je tento postup dostatečně efektivní.

POZNÁMKA 43

Vzhledem k tomu, že takto navržený algoritmus může pracovat velmi dlouho, je při jeho spuštění vhodné nastavit horní mez, po kterou bude algoritmus dělitele hledat. Je také vhodné číslo n po každém nalezení dělitele p vydělit a dále hledat dělitele pouze pro n/p . (Adekvátně pak můžeme upravit horní mez, po kterou dělitele hledáme.)

Naivní implementaci této metody v jazyce Python můžeme vidět na Zdrojovém kódu 3. Její elegantnější verze je pak součástí praktické části této práce.

2.3.1.2 Pollardova rho metoda

Zdrojem pro tuto sekci byla kniha [9].

Pollardova rho metoda je vhodná pro nalezení malých dělitelů čísla n .

Nechť $f : \mathbb{Z}_n^* \rightarrow \mathbb{Z}_n^*$ je náhodná funkce a x_0 náhodný prvek z \mathbb{Z}_n^* . Dále uvažme posloupnost $\{x_i\}_{i=0}^{\infty}$ definovanou vztahem $x_{i+1} = f(x_i)$. Tato posloupnost je cyklická. Přirozeným úkolem je pak nalezení *kolize* v této posloupnosti. Kolizí myslíme indexy i, j , kde $i \neq j$ a zároveň $x_i = x_j$. Přirozeným přístupem k nalezení kolize je uložit hodnoty posloupnosti $\{x_i\}_{i=0}^{\infty}$ do tabulky a v ní následně hledat duplicitu.

POZNÁMKA 44

Kvůli paměťové náročnosti je vhodnější použít tzv. *Floydův algoritmus želvy a zajíce*.²⁸ Ten pracuje vždy pouze se dvěma hodnotami. Začne s párem (x_1, x_2)

²⁸Želva se v posloupnosti posunuje vždy o jednu pozici. Zajíc se vždy posunuje o dvě pozice. Jelikož je posloupnost cyklická, po určitém počtu kroků budou želva i zajíc na pozici se stejnou hodnotou.

```

1 def naive_trial_division(n):
2     prime_factors = []
3     upper_bound = math.isqrt(n)
4
5     while n % 2 == 0:
6         prime_factors.append(2)
7         n //= 2
8
9     while n % 3 == 0:
10        prime_factors.append(3)
11        n //= 3
12
13    for number in range(5, upper_bound + 1, 6):
14        while n % number == 0:
15            prime_factors.append(number)
16            n //= number
17
18        while n % (number + 2) == 0:
19            prime_factors.append(number + 2)
20            n //= (number + 2)
21
22    if n != 1:
23        prime_factors.append(n)
24
25    return prime_factors

```

Zdrojový kód 3: Metoda opakovaného dělení

a následně aplikací náhodné funkce f na pár (x_{i-1}, x_{2i-2}) získává (x_i, x_{2i}) . Postupuje tak dlouho, dokud nenajde číslo m , pro které $x_m = x_{2m}$.

Nechť p je prvočíselný dělitel čísla n . Pollardova rho metoda se pak snaží nalézt kolizi v posloupnosti $\{x_i\}_{i=0}^{\infty}$, kde $x_0 = 2$, $x_{i+1} = f(x_i) = x_i^2 + 1 \pmod{p}$. S využitím Floydova algoritmu želvy a zajíce najdeme hodnoty x_m, x_{2m} , pro které platí $x_m \equiv x_{2m} \pmod{p}$. Vzhledem k tomu, že prvočísel p není známo, hledá metoda tuto kolizi počítáním hodnot posloupnosti modulo n a po každém kroku počítá $d = NSD(x_m - x_{2m}, n)$. Pokud $d = 1$, pokračujeme ve výpočtu. Pokud $1 \leq d < n$, našli jsme kolizi a zároveň netriviálního dělitele d čísla n . (Pokud $x_m \equiv x_{2m} \pmod{p}$, pak je rozdíl $x_m - x_{2m}$ dělitelný p stejně jako n .) V případě $d = n$ jsme našli pouze triviálního dělitele.

Důkaz korektnosti tohoto algoritmu lze nalézt například v knize [10].

POZNÁMKA 45

Lze ukázat, že případ $d = n$ nastane pouze se zanedbatelnou pravděpodobností. V tomto případě můžeme také zkusit spustit algoritmus s jinou funkcí f .

Věta 46

Pokud předpokládáme, že se funkce $f(x) = x^2 + 1 \pmod p$ chová náhodně, očekávaná složitost algoritmu pro nalezení netriviálního dělitele d čísla n je $O(n^{1/4})$.

Je na místě zdůraznit, že Pollardova rho metoda nenalezne celou faktORIZACI čísla n , ale pouze jednoho netriviálního dělitele d . Nemáme dokonce ani jistotu, že d je prvočíslo.

Implementaci této metody v jazyce Python můžeme vidět na Zdrojovém kódu 4.

```
1 def pollard_rho_method(n, f= lambda x, p: (x**2 + 1) % p):
2     tortoise, hare = 2, 2
3     d = 1
4
5     while d == 1:
6         tortoise = f(tortoise, n)
7         hare = f(f(hare, n), n)
8         d = math.gcd(tortoise - hare, n)
9
10    if d == n:
11        print("Nontrivial factor was NOT FOUND. Try a different f
12              function.")
13    return d
```

Zdrojový kód 4: Pollardova rho metoda

2.3.1.3 Pollardova $p - 1$ metoda

Zdrojem informací pro tuto sekci byla kniha [9].

Tato metoda je vhodná a efektivní pro nalezení prvočíselných dělitelů p čísla n takových, že $p - 1$ je *hladké číslo vzhledem k horní mezi B* (někdy se také zkráceně píše *B -hladké*).

Definice 47 (B -hladké číslo)

Číslo a je B -hladké právě tehdy, když všichni prvočíselní dělitelé čísla a jsou menší rovno B .

Nechť B je horní mez hladkosti. Nechť Q je nejmenší společný násobek nejvyšších mocnin l prvočísel q takových, že $q \leq B$ a $q^l \leq n$. Zlogaritmováním vztahu $q^l \leq n$ dostaneme $l \ln q \leq \ln n$ a následně $l \leq \lfloor \frac{\ln n}{\ln q} \rfloor$.

Lze pak zapsat:

$$Q = \prod_{q \leq B} q^{\lfloor \frac{\ln n}{\ln q} \rfloor}.$$

Pokud prvočíslo p dělí n a zároveň $p - 1$ je B -hladké, pak $p - 1$ dělí Q . Pro každé $a \in \mathbb{N}$, pro které platí $NSD(a, p) = 1$, pak v důsledku Věty 40 plyne

$a^Q \equiv 1 \pmod{p}$. Pokud zavedeme $d = NSD(a^Q - 1, n)$, pak p dělí d . Může se stát, že $d = n$ (což je nežádoucí). Tato situace je ale nepravděpodobná v případě, kdy n má alespoň 2 velké prvočíselné dělitele [9].

POZNÁMKA 48

V případě, kdy $d = n$, můžeme algoritmus spustit s vyšší hodnotou pro mez B . V praxi bývá hodnota B volena mezi 10^5 a 10^6 .

Věta 49

Nechť n má prvočíselného dělitele p , kde $p - 1$ je B -hladké. Složitost Pollardovy $p - 1$ metody pro nalezení prvočíselného dělitele p je pak $O(B \ln n / \ln B)$.

Podrobnější analýzu této metody lze nalézt v [10]. Její implementace v jazyce Python je pak součástí praktické části této práce.

2.3.1.4 Metoda $p + 1$

Komentář k této metodě byl převzat z knihy [10].

Tato metoda je upravenou variantou Pollardovy $p - 1$ metody 2.3.1.3, která místo mocnin prvočísel využívá tzv. *Lucasovu posloupnost* (viz [11]). Pomocí této metody můžeme efektivně faktorizovat číslo n , pokud existuje takový jeho prvočíselný dělitel p , že číslo $p + 1$ má pouze malé prvočíselné dělitele.

Detailní popis této metody nalezneme v [11].

2.3.1.5 Shanksova faktorizace čtvercovou formou

Informace pro tuto sekci byly čerpány z [10]. Detailní rozbor této metody lze pak nalézt v článku [12].

Shanksova faktorizace čtvercovou formou SQUFOF²⁹ je příkladem metody využívající kvadratické formy. Myšlenka této metody spočívá v rozvoji čísla \sqrt{n} pomocí řetězových zlomků. Její výhodou je aplikace základních aritmetických operací na výrazně menší čísla než například v Pollardově rho metodě.

Z tohoto důvodu se SQUFOF dá snadno implementovat i s pomocí základní hardwarové aritmetiky počítače [10]. Algoritmus SQUFOF je také nejrychlejší algoritmus pro řešení FP pro čísla mezi 10^{10} a 10^{18} [12].

Věta 50

Složitost algoritmu SQUFOF je $O(n^{1/4})$.

Konkrétní implementace tohoto algoritmu v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

²⁹Zkratka SQUFOF vznikla z anglického *Square Forms Factorization*.

2.3.1.6 Metoda kvadratického síta

Vzorem pro tuto sekci byla kniha [9], ve které lze také nalézt detailnější popis této metody.

Metoda kvadratického síta QS (angl. *Quadratic sieve factoring*) stojí na následující myšlence: Mějme $x, y \in \mathbb{N}$, pro které platí $x^2 \equiv y^2 \pmod{n}$, ale $x \not\equiv \pm y \pmod{n}$. Pak n dělí $x^2 - y^2 = (x - y)(x + y)$, ale n nedělí $(x \pm y)$. Potom $NSD(x - y, n)$ je netriviální dělitel n . Algoritmus QS je dosud nejrychlejší algoritmus pro řešení FP pro hodnoty v rozmezí 10^{50} a 10^{120} [12].

Věta 51

Pro vhodnou volbu parametrů je očekávaná složitost algoritmu $\exp((1 + o(1))(\sqrt{\ln n \ln \ln n}))$. Složitost této metody je navíc nezávislá na velikosti prvočíselných dělitelů čísla n .

2.3.2 Testování prvočíslnosti

Primárním zdrojem pro tuto část byly knihy [9] a [10].

Testy prvočíslnosti jsou prakticky významnou disciplínou především díky jejich využití při generování prvočísel. Test prvočíslnosti na vstupu přijme přirozené číslo n a rozhodne, zda je n prvočíslo. Rozlišujeme dva druhy testů prvočíslnosti:

- **Pravděpodobnostní testy prvočíslnosti**, které jsou zpravidla výpočetně efektivnější. Nezaručují ale stoprocentní korektnost. Pokud pravděpodobnostní test prvočíslnosti rozhodne, že číslo n je číslem složeným (tedy n není prvočíslo), je jeho rozhodnutí vždy korektní. Naopak pokud rozhodne, že n je prvočíslem, učiní tak pouze s určitou mírou pravděpodobnosti. Může se tedy mýlit. Číslu n , o kterém pravděpodobnostní test rozhodl jako o prvočísle, říkáme *pravděpodobné prvočíslo* (angl. *probable prime*). Složenému číslu n , o kterém pravděpodobnostní test rozhodl jako o prvočísle, říkáme *pseudoprvočíslo* (angl. *pseudoprime*).
- **Deterministické testy prvočíslnosti** zaručují stoprocentní korektnost rozhodnutí. Oproti pravděpodobnostním testům prvočíslnosti jsou ale zpravidla výpočetně náročnější. Číslu n , o kterém deterministický test rozhodl jako o prvočísle, se říká *prokazatelné prvočíslo* (angl. *provable prime*).

Uživatel by měl při výběru testu prvočíslnosti vždy mít na paměti rizika, která přicházejí s volbou pravděpodobnostního testu prvočíslnosti. Vhodným způsobem testování prvočíslnosti čísla n je kombinace obou druhů testů. Nejprve otestujeme prvočíslnost n pomocí pravděpodobnostního testu. Teprve potom, co pravděpodobnostní test rozhodne o n jako o prvočísle, se ujistíme deterministickým testem.

Nyní popíšeme některé základní testy prvočíselnosti. S ohledem na cíle této práce a její rozsah bude naším cílem, podobně jako v sekci 2.3.1, popsat především základní myšlenky uvedených algoritmů, nikoliv jejich matematické detaily a korektnost.

2.3.2.1 Test opakovaným dělením

Tento deterministický test prvočíselnosti je jedním ze snadno implementovatelných. Jednoduše pracuje tak, že pro číslo n otestuje jeho dělitelnost všemi čísly menšími než n . V podstatě tak testuje prvočíselnost přesně dle Definice 38.

Výrazným zefektivněním tohoto testu je pak vynechání některých čísel při testování dělitelnosti. Konkrétně se můžeme omezit pouze na prvočísla menší nebo rovna \sqrt{n} . Myšlenka tohoto testu je podobná myšlence metody opakovaného dělení ze sekce 2.3.1.1. Pokud v průběhu testu narazíme na číslo, které n dělí, pak n je složené. V opačném případě test rozhodne, že n je prvočíslo.

Konkrétní implementace tohoto algoritmu v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

2.3.3 Faktorizace jako test prvočíselnosti

Komentář k této sekci byl převzat z knihy [10].

Podobnost metod ze sekcí 2.3.2.1 a 2.3.1.1 nás může přivést k myšlence využití metod pro nalezení faktorizace jako testů prvočíselnosti. Kdybychom našli faktorizaci čísla n , mohli bychom kontrolou jeho prvočíselných dělitelů rozhodnout o jeho prvočíselnosti. Pokud je n prvočíslo, pak jistě najdeme jediného prvočíselného dělitele (číslo n samotné).

I přes korektnost této myšlenky není takto vhodné postupovat. Problém faktorizace n je obecně považován za těžší než problém rozhodnutí prvočíselnosti n .³⁰ Proto je využití faktorizačních metod jako testů prvočíselnosti považováno za výpočetně neefektivní.

2.3.3.1 Fermatův test

Informace pro tuto sekci byly čerpány z knih [9] a [10].

Tento pravděpodobnostní algoritmus testuje prvočíselnost n pomocí Malé Fermatovy věty (viz Věta 40), která říká, že pokud n je liché prvočíslo, pak pro každé přirozené číslo a , $1 \leq a \leq n - 1$ platí:

$$a^{n-1} \equiv 1 \pmod{n}. \quad (8)$$

Pokud tedy najdeme přirozené číslo a , $1 \leq a \leq n - 1$, pro které rovnice (8) neplatí, pak n není prvočíslo. Při implementaci Fermatova testu je pro zefektivnění výpočtu vhodné omezit počet výběrů hodnot a .

³⁰V roce 2002 byl nalezen algoritmus, který prvočíselnost n rozhoduje v polynomiálním čase. Jak víme, pro FP takový algoritmus dosud není znám.

Pokud ale nalezneme nějaké a , $1 \leq a \leq n - 1$, pro které rovnice (8) platí, neznamená to, že n je prvočíslo.

Definice 52 (Carmichaelova čísla)

Složené číslo n , pro které platí rovnice (8) pro všechna a , kde $NSD(a, n) = 1$, se nazývá Carmichaelovo číslo.

Vzhledem k tomu, že existuje nekonečně mnoho Carmichaelových čísel, Fermatův test nevrátí správnou odpověď vždy. Zde předpokládáme, že hranice pro počet výběrů hodnot a je zvolena „rozumně“. Jistě bychom mohli ověřit platnost rovnice (8) pro všechna a , $1 \leq a \leq n - 1$, čímž bychom prokázali také složenost Carmichaelových čísel. Tento přístup by pak ale nebyl efektivnější než naivní test opakovaným dělením 2.3.2.1.

Pravděpodobnost, že Fermatův test rozhodne prvočíselnost správně, je pak dána poměrem počtu Carmichaelových čísel vůči počtu prvočísel. Jasnější představu o hustotě Carmichaelových čísel můžeme získat díky Poznámce 53.

POZNÁMKA 53

Prvních deset Carmichaelových čísel: 561, 1105, 1729, 2465, 2821, 6601, 8911, 10585, 15841, 29341.

Více se o Carmichaelových číslech můžeme dozvědět například v [4] nebo [10]. Konkrétní implementace tohoto testu v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

2.3.3.2 Solovayův-Strassenův test

Následující sekce vznikla čerpáním z knihy [9].

Tento pravděpodobnostní test se podobně jako Fermatův test opírá o podmínku, která je splněna pro všechny prvočíselné hodnoty n .

Věta 54 (Eulerovo kritérium)

*Nechť n je liché prvočíslo. Pak platí $a^{(n-1)/2} \equiv \pm 1 \pmod{n}$ pro všechna a , kde $NSD(a, n) = 1$.*³¹

Pokud najdeme přirozené číslo a , $1 \leq a \leq n - 1$, pro které neplatí Eulerovo kritérium, pak n není prvočíslo.

Opět ale z existence čísla a , $1 \leq a \leq n - 1$, pro které platí Eulerovo kritérium, neplyne prvočíselnost n . Existují tedy lichá složená čísla n , která Eulerovo kritérium splňují. Hodnotám a , která pro složené číslo n splňují Eulerovo kritérium, se říká *Eulerovi lháři pro n* .

³¹Eulerovo kritérium se často uvádí ve formě $a^{(n-1)/2} \equiv \left(\frac{a}{n}\right) \pmod{n}$, kde $\left(\frac{a}{n}\right)$ je tzv. *Jacobiho symbol* [9]. Pro potřeby popisu tohoto testu se spokojíme s námi uvedenou verzí.

Definice 55 (Absolutní Eulerova pseudoprvočísla)

Složené číslo n , pro které platí Věta (54) pro všechna a , kde $NSD(a, n) = 1$, se nazývá Absolutní Eulerovo pseudoprvočíslu.

Úspěšnost Solovayova-Strassenova testu pak jistě závisí na počtu Eulerových lhářů a absolutních Eulerových pseudoprvočísel.

Věta 56

Nechť n je liché složené číslo. Počet Eulerových lhářů pro n je pak $\varphi(n)/2$. Symbol φ značí Eulerovu funkci (viz Definice 20).

Věta 57

Nechť n je liché složené číslo. Pravděpodobnost, že Solovayův-Strassenův test rozhodne o n jako o prvočíslu, je $\left(\frac{1}{2}\right)^t$. Hodnota t značí počet výběrů hodnot a .

Bližší představu o hustotě absolutních Eulerových pseudoprvočísel můžeme získat díky Poznámce 58.

POZNÁMKA 58

Prvních deset absolutních Eulerových pseudoprvočísel: 1729, 2465, 15841, 41041, 46657, 75361, 162401, 172081, 399001, 449065.

Konkrétní implementace tohoto testu v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

2.3.3.3 Millerův-Rabinův test

Informace pro tuto sekci byly čerpány z díla [4] a knihy [9].

Millerův-Rabinův test je v praxi nejvyužívanějším pravděpodobnostním testem prvočíselnosti [9].

Věta 59

Nechť n je liché prvočíslu a nechť $n - 1 = 2^s r$ pro liché r . Pak pro libovolné a , pro které $NSD(a, n) = 1$, platí buď $a^r \equiv 1 \pmod{n}$, nebo $a^{2^j r} \equiv -1 \pmod{n}$ pro nějaké j , $0 \leq j \leq s - 1$.

Test bude jednoduše ověřovat platnost Věty 59 pro n . Pokud najdeme přirozené číslo a , $1 \leq a \leq n - 1$, pro které věta neplatí, pak n není prvočíslu. Existují ale lichá složená čísla n taková, že Věta 59 platí pro vybrané hodnoty a . Hodnotám a , které pro složené číslo n Větu 59 splňují, se říká *silní lháři pro n* .

Definice 60 (Silná pseudoprvočísla)

Složené číslo n , pro které platí Věta (54) pro vybrané hodnoty a , kde $1 \leq a \leq n - 1$, se nazývá silné pseudoprvočíslu pro základ a .

POZNÁMKA 61

Prvních deset silných pseudoprvočísel pro základ 2: 2047, 3277, 4033, 4681, 8321, 15841, 29341, 42799, 49141, 52633.

Následující dvě věty pak ukazují, že Millerův-Rabinův test je z hlediska korektního rozhodování prvočíselnosti výrazně lepší než Solovayův-Strassenův test.

Věta 62

Nechť n je liché složené číslo různé od 9. Počet silných lhářů pro n je pak $\varphi(n)/4$. Symbol φ značí Eulerovu funkci (viz Definice 20).

Věta 63

Nechť n je liché složené číslo. Pravděpodobnost, že Millerův-Rabinův test rozhodne o n jako o prvočísle, je $\left(\frac{1}{4}\right)^t$. Hodnota t značí počet výběrů hodnot a .

Konkrétní implementace tohoto testu v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

2.3.3.4 Lucasův-Lehmerův test

Zdrojem této sekce je kniha [9].

Jak jsme již uvedli, deterministické testy prvočíselnosti jsou pro obecný tvar n výpočetně náročnější. Využívají se tedy převážně pro testování čísel n ve tvaru, pro který existuje efektivní algoritmus. Jedním z těchto tvarů jsou tzv. *Mersennova čísla*. Test, který testuje, zda je číslo Mersennovým prvočíslem se nazývá Lucasův-Lehmerův test.

Definice 64 (Mersennova čísla)

Nechť s je přirozené číslo větší rovno 2. Mersennovo číslo je potom přirozené číslo ve tvaru $2^s - 1$. Pokud je $2^s - 1$ prvočíslo, pak se mu říká Mersennovo prvočíslo.

Věta 65

Nechť $s \geq 3$. Mersennovo číslo $n = 2^s - 1$ je prvočíslem právě tehdy, když platí následující dvě podmínky:

(i) Číslo s je prvočíslo.

(ii) Posloupnost $\{u_k\}_0^{s-2}$ definovaná $u_0 = 4$ a $u_{k+1} = (u_k^2 - 2) \pmod n$ pro $k \geq 0$ splňuje $u_{s-2} = 0$.

POZNÁMKA 66

Prvních deset exponentů s , pro která je $2^s - 1$ Mersennovo prvočíslo: 2, 3, 5, 7, 13, 17, 19, 31, 61, 89.

Konkrétní implementace Lucasova-Lehmerova testu v jazyce Python je součástí praktické části této práce. Další deterministické testy prvočíselnosti, které využívají tvaru čísla n pro otestování můžeme nalézt například v [10].

2.3.3.5 Pocklingtonova věta

Věta 67 je převzata z knihy [9].

Pocklingtonova věta je nástroj, pomocí kterého můžeme deterministicky testovat prvočíselnost n , pokud je známa částečná faktorizace čísla $n - 1$.

Věta 67 (Pocklingtonova věta)

Nechť $n \geq 3$ a $n = RF + 1$ (tedy F dělí $n - 1$). Dále, nechť je dána faktorizace čísla $F = \prod_{j=1}^t q_j^{e_j}$. Pokud existuje přirozené číslo a , pro které platí následující dvě podmínky:

$$(i) \quad a^{n-1} \equiv 1 \pmod{n},$$

$$(ii) \quad NSD(a^{(n-1)/q_j} - 1, n) = 1 \text{ pro každé } j, 1 \leq j \leq t,$$

pak pro každý prvočíselný dělitel p čísla n platí $p \equiv 1 \pmod{F}$. Pokud je $F > \sqrt{n} - 1$, pak n je prvočíslo.

Testováním platnosti věty lze s jistotou rozhodnout prvočíselnost n . Můžeme ale také vhodně omezit počet výběrů hodnot a , čímž se z deterministického testu stane pravděpodobnostní. Detailnější komentář k Pocklingtonově větě lze nalézt například v [5].

Konkrétní implementace testu, který stojí na Pocklingtonově větě, v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

2.3.3.6 AKS algoritmus

V roce 2004 M. Agrawal, N. Kayal a N. Saxena v článku [13] ukázali deterministický test prvočíselnosti, který pracuje v polynomiálním čase.

I přes jeho časovou složitost není využíván v praxi. Jeho efektivita se totiž projeví až na tak velkých hodnotách n , na které v praxi pravděpodobně nikdy nenarazíme. Díky tomuto algoritmu ale víme, že problém rozhodnutí prvočíselnosti náleží do třídy složitosti P (více o třídách složitosti viz [7]). Jeho teoretická důležitost je také důvodem, proč je v této práci uveden.

Konkrétní implementace tohoto algoritmu v jazyce Python je součástí praktické části této práce.

2.3.4 Generování náhodných prvočísel

V této sekci uvedeme několik algoritmů, pomocí kterých budeme schopni generovat náhodná prvočísla. Generování prvočísel je důležité pro protokol D-H

(viz 1.5) a kryptosystém RSA (viz 2.4), kterým se v této práci věnujeme. Jejich náhodnost je pak důležitá pro jejich bezpečnost.

V současnosti není znám snadný způsob pro generování náhodných prvočísel. Algoritmy pro generování náhodných prvočísel zpravidla odpovídají následující zjednodušené kostře.

Generování prvočísla o velikosti k bitů:

1. Vygenerujeme náhodné liché číslo n o velikosti k bitů.
2. Otestujeme, zda je n prvočíslo. Pokud ano, vrátíme jej jako výsledek. Pokud ne, vrátíme se do kroku 1.

Generátory prvočísel se tedy prakticky liší pouze v realizaci bodu 2. K tomu můžeme využít libovolný algoritmus uvedený v sekci 2.3.4.

Poznamenejme, že při výběru testu záleží na jeho vlastnostech. Při použití pravděpodobnostního testu prvočíselnosti nemáme jistotu, že jsme vygenerovali prvočíslo. Podobně jako u testů prvočíselnosti, uživatel musí vždy promyslet, jestli efektivita výpočtu převažuje nad jistotou prvočíselnosti. V tomto smyslu vyniká Gordonův algoritmus (viz [9]) pro generování silných prvočísel (viz Defnice 41).

2.4 RSA

Nejnámější kryptosystém založený na myšlence asymetrického šifrování je RSA. Je pojmenovaný po jeho autorech R. L. Rivestovi, A. Shamirovi a L. Adlemanovi. Ti tento kryptosystém představili v článku [1].

Protokol rozdělíme na dvě části. První částí bude generování klíčového páru. Tou druhou samotné šifrování zpráv.

2.4.1 Generování klíčového páru pro RSA

Tento návrh generování klíčového páru pro RSA společně s implementací šifrování uvedenou v 2.4.2 vznikl kombinací díla [2] a knihy [5].

1. Uživatel náhodně vygeneruje dvě velká a přibližně stejně dlouhá³² prvočísla p, q , kde $p \neq q$.
2. Uživatel vypočítá $n = pq$ a $\varphi(n)$. Z bodů (a) a (b) Věty 21 plyne, že

$$\varphi(n) = (p - 1)(q - 1).$$

3. Následně náhodně vybere přirozené číslo e takové, pro které $1 < e < \varphi(n)$ a $\text{NSD}(e, \varphi(n)) = 1$.

³²Jejich délkou je myšlen počet cifer v jejich binární reprezentaci.

4. Vypočítá unikátní $d \in \mathbb{N}$ takové, že $1 < d < \varphi(n)$ a zároveň

$$d \equiv e^{-1} \pmod{\varphi(n)}.$$

Uživatelským veřejným klíčem k_p je dvojice (n, e) . Tu uživatel nahraje do veřejné databáze. Soukromým klíčem k_s je d . Soukromý klíč stejně jako čísla p, q a $\varphi(n)$ uchová uživatel v tajnosti.

Číslu e se také často říká šifrovací exponent, číslu d pak dešifrovací exponent.

2.4.2 Šifrování založené na RSA

Předpokládejme nyní, že uživatel U_1 již postupem uvedeným v sekci 2.4.1 vygeneroval svůj klíčový pár (k_s, k_p) , kde $k_p = (n, e)$ a $k_s = d$. V této části popíšeme zašifrování zprávy m uživatelem U_2 , který ji chce poslat uživateli U_1 .

Před samotným šifrováním zprávy m musíme zajistit to, že m je reprezentována přirozeným číslem. Praktickým zajištěním tohoto požadavku se v této práci nebudeme věnovat. Pro zjednodušení procesu šifrování založeného na RSA předpokládejme, že zpráva m je přirozené číslo $m < n$.³³ Dále necht $\mathcal{M} = \mathcal{C} = \mathbb{Z}_n^*$ a $NSD(m, n) = 1$.

Zašifrování v RSA

1. Uživatel U_2 z veřejné databáze získá veřejný klíč uživatele $U_2 - (n, e)$.
2. Zprávu m zašifruje na c tak, že $c = m^e \pmod{n}$.
3. Následně pošle c uživateli U_2 .

Tento algoritmus je jistě deterministický. Ze sekce 2.2.2 víme, jaké důsledky by tento fakt měl na bezpečnost celé šifry. Abychom zaručili sémantické zabezpečení, bude muset zpráva m projít náhodnou úpravou. Této úpravě se budeme věnovat při rozboru bezpečnosti kryptosystému RSA v sekci 2.5.

Dešifrování v RSA

1. Uživatel U_1 po přijetí c s použitím svého soukromého klíče d vypočítá $m = c^d \pmod{n}$.
2. Zprávu m si pak přečte.

³³V případech, kdy platí $m > n$, musí být zpráva m rozdělena do bloků stejné velikosti. Každý z nich je poté samostatně zašifrován a odeslán.

2.4.3 Korektnost RSA

Věta 68 a její důkaz byly převzaty z knihy [9].

Aby byla splněna podmínka korektnosti pro RSA, musí platit následující věta.

Věta 68

Nechť p a q jsou různá prvočísla a $n = pq$. Dále necht jsou dány $e, d \in \mathbb{N}$, pro která platí $ed \equiv 1 \pmod{(p-1)(q-1)}$. Pak pro každé $x \in \mathbb{Z}$ platí $x^{ed} \equiv x \pmod{n}$.

Důkaz

Platnost $ed \equiv 1 \pmod{(p-1)(q-1)}$ z definice kongruence modulo n říká, že existuje přirozené číslo k takové, že $ed = 1 + k(p-1)(q-1)$. Věta jistě platí pro všechna $x \equiv 0 \pmod{p}$, jelikož $x^{ed} \equiv 0 \equiv x \pmod{p}$. Pro ostatní x dle Malé Fermatovy věty (40) platí

$$x^{p-1} \equiv 1 \pmod{p},$$

z čehož úpravou dostaneme

$$x^{ed} \equiv x^{1+k(p-1)(q-1)} \equiv x \cdot (x^{p-1})^{k(q-1)} \equiv x \cdot 1^{k(q-1)} \equiv x \pmod{p}.$$

Analogicky bychom mohli dokázat platnost $x^{ed} \equiv x \pmod{q}$. Z těchto dvou vztahů plyne, že číslo $x^{ed} - x$ je dělitelné prvočísly p a q . Musí tedy být dělitelné i jejich součinem, což dokazuje

$$x^{ed} \equiv x \pmod{n}.$$

□

2.5 Bezpečnost RSA

Inspirací pro obsah části věnované bezpečnosti RSA byly knihy [5] a [9]. Celé problematice bezpečnosti kryptosystému RSA se pak také detailně věnuje článek [14].

Bezpečnost kryptosystému RSA se podobně jako bezpečnost D-H výměny klíčů opírá o významný problém.

Definice 69 (Problém RSA (RSAP))

Je dáno přirozené číslo n , které je součinem dvou odlišných lichých prvočísel p a q . Dále mějme přirozená čísla e, c , pro která platí $\text{NSD}(e, (p-1)(q-1)) = 1$. Nalezení přirozeného čísla m , pro které platí $m^e \equiv c \pmod{n}$ budeme nazývat **problém RSA**.

Pro bezpečnost komunikace budeme přirozeně požadovat, aby zjištění zprávy m se znalostí veřejného klíče $k_p = (n, e)$ a zašifrované zprávy c bylo obtížné.

Definice 70 (Předpoklad RSA)

Předpoklad RSA platí pro hodnoty n, p, q, e a c právě tehdy, když je v RSAP s těmito hodnotami pravděpodobnost správného určení přirozeného čísla m zanedbatelná.

V této sekci se budeme věnovat tomu, jak platnost předpokladu RSA zajistit. Budeme se také věnovat ostatním typům útoků, které je možné proti kryptosystému RSA vést.

2.5.1 RSA a faktorizace

Komentář z této sekce vznikl především čerpáním informací z knihy [9].

Předpoklad 70 zřejmě nebude platit, pokud bude Eva schopna efektivně získat (vypočítat) Bobův soukromý klíč k_s . Protože předpokládáme, že Bob svůj soukromý klíč uchoval v tajnosti, nebude nás zajímat případ, kdy Eva soukromý klíč získá přímo od Boba (například napadením jeho počítače). Budeme se věnovat především získání soukromého klíče k_s z informací, které jsou volně přístupné ze sítě - veřejný klíč k_p a zašifrovaná zpráva c .

Jedním ze způsobů získání k_s je nalezení faktorizace čísla n (tedy získání prvočísel p a q). Pokud by Eva tato prvočísla získala, zřejmě by mohla provést celý proces generování klíčového páru ze sekce 2.4.1 a dle bodu 4. soukromý klíč d získat. K nalezení faktorizace čísla n by mohla využít libovolný algoritmus uvedený v sekci 2.3.1.

Pokud by Eva uměla efektivně řešit FP, uměla by také efektivně vypočítat soukromý klíč d . Mezi FP a výpočtem soukromého klíče d platí i opačný vztah. Pokud by Eva uměla efektivně vypočítat soukromý klíč d , uměla by také efektivně řešit FP [9].

Důsledek 71

Problém nalezení faktorizace čísla n a problém získání soukromého klíče d z veřejného klíče (n, e) jsou výpočetně ekvivalentní.

POZNÁMKA 72

Upozorníme na to, že Důsledek 71 nemluví o problému RSAP, ale o problému získání soukromého klíče d . Tyto dva problémy je důležité rozlišovat.

Také obtížnost problému RSAP (a s ní i bezpečnost RSA) úzce souvisí s obtížností FP. Jejich vztah konkrétněji ukazuje následující věta:

Věta 73

*RSAP \leq_p FP. Tedy problém RSAP je polynomiálně převeditelný (redukovatelný) na problém FP.*³⁴

³⁴Relace $P1 \leq_p P2$ (polynomiální převeditelnost/redukovatelnost) je významná relace z teorie složitosti. Říká, že existuje algoritmus pracující v polynomiálním čase, který ke každé

POZNÁMKA 74

Navzdory tomu, že opačný vztah zatím nebyl dokázán, panuje shoda, že problémy RSAP a FP jsou výpočetně ekvivalentní.

Složitost řešení FP se výrazně odvíjí od volby n (jak jsme viděli v sekci 2.3.1). U kryptosystému RSA tedy konkrétněji záleží na volbě prvočísel p a q , která jsou použita při generování klíčového páru. Prvočísla p a q je žádoucí volit tak, aby faktorizace čísla $n = pq$ byla obtížná. Návod k vhodné volbě prvočísel p a q nám dávají následující podmínky:

- (a) Prvočísla p a q by měla být přibližně stejně dlouhá.³⁵
- (b) Pro dlouhodobou bezpečnost by měla být použita alespoň 1024 bitů dlouhá prvočísla p, q .
- (c) Rozdíl $p - q$ by neměl být malý. Pokud by hodnota $p - q$ byla malá, pak $p \approx q$ a tedy $p \approx \sqrt{n}$. Faktorizaci by poté bylo snadné najít testováním dělitelnosti n lichými čísly v blízkosti \sqrt{n} .
- (d) Prvočísla p a q musí být vybrána dokonale náhodně.
- (e) Často také bývá doporučováno, aby p a q byla *silná prvočísla* (viz 41).

Kdyby čísla p a q nebyla vybrána dokonale náhodně, ale výběr p a q by byl více pravděpodobný než výběr ostatních prvočísel, Eva by zřejmě nejprve vyzkoušela dělitelnost n čísly p a q , což by výrazně zvýšilo její šance na nalezení faktorizace a prolomení celého protokolu. Dokonalá náhodnost p a q také s vysokou pravděpodobností zaručuje splnění podmínky (c).

POZNÁMKA 75

Silná prvočísla zaručují pouze nevýrazné zvýšení bezpečnosti oproti „pouhým“ náhodným prvočísům. Jejich výběr ale zároveň nezpůsobuje výraznou výpočetní komplikaci [9].

Způsoby generování náhodných prvočísel jsme částečně popsali v sekci 2.3.4. Algoritmus, který generuje silná prvočísla, je pak implementován v praktické části této práce.

2.5.2 Útoky související s volbou klíčového páru

Obsah pro tuto sekci byl čerpán z knihy [9]. Věta 77 pak pak převzata z [5].

pozitivní instanci problému P1 sestojí pozitivní instanci problému P2 (analogicky pro negativní instance). Formálnější popisem této relace se nebudeme zabývat. Pro více o teorii složitosti viz [7].

³⁵Jejich délkou se myslí počet cifer v jejich binární reprezentaci.

Z praktických důvodů je šifrovací exponent e často malé číslo. Oblíbenou volbou je například $e = 3$. Pro malý veřejný klíč je algoritmus zašifrování rychlejší (stačí provést malé množství operací mocnění).

Uvažujme nyní následující příklad:

PŘÍKLAD 76

Alice chce poslat stejnou zprávu m třem různým uživatelům. Všichni tito uživatelé z důvodu efektivity používají stejný šifrovací exponent $e = 3$. Každý z nich má potom odlišnou druhou část veřejného klíče (tyto části označíme n_1, n_2, n_3). Alice pak po síti pošle zašifrované zprávy c_i pro $i = 1, 2, 3$, kde

$$c_i = m^3 \pmod{n_i}.$$

Eva všechny tyto zprávy zachytí. Jelikož jsou čísla n_1, n_2, n_3 s vysokou pravděpodobností nesoudělná, Eva může použít tzv. Gaussův algoritmus (viz [9]) k nalezení řešení x , kde $0 \leq x < n_1 n_2 n_3$, které pro $i = 1, 2, 3$ splňuje kongruenci

$$x \equiv c_i \pmod{n_i}.$$

Jelikož $m^3 < n_1 n_2 n_3$ ³⁶, pak z Čínské věty o zbytcích (viz Věta 24) plyne, že $x = m^3$. Z tohoto vztahu pak Eva pouhým spočítáním třetí odmocniny x získá původní zprávu m .

Z Příkladu 76 vidíme, že není vhodné používat malý šifrovací exponent e v případě, kdy je stejná zpráva posílána více uživatelům. Doporučuje se používat například exponent $e = 2^{16} + 1$. Jeho použití není nijak výrazně neefektivní, a zároveň nás prakticky chrání před uvedeným útokem. (Pokud samozřejmě Alice nechce poslat stejnou zprávu 65537 uživatelům.)

Vhodným řešením tohoto problému je také metoda nazývaná *padding* nebo *saltin*g, která je stručně popsána v sekci 2.5.3.

Na podobný problém můžeme narazit i při volbě soukromého exponentu d . Malé hodnoty d jsou jistě výhodné pro zvýšení efektivity procesu dešifrování. Přinášejí ale také bezpečnostní hrozbu, kterou popisuje následující věta:

Věta 77 (Weinerův útok)

Nechť $n = pq$ pro prvočísla p a q . Dále necht' platí $q < p < 2q$ a $d < n^{1/4}/3$. Pak lze se znalostí veřejného klíče (e, n) , pro který platí $ed \equiv 1 \pmod{\varphi(n)}$, efektivně vypočítat d .

2.5.3 Implementační útoky

Zdrojem pro tuto sekci byla kniha [5].

Jiným přístupem k napadení kryptosystému RSA jsou tzv. implementační útoky. V nich se Eva snaží využít konkrétní implementace šifrovacího protokolu.

³⁶Tento vztah platí díky předpokladu $m < n$, který jsme zavedli v sekci 2.4.2.

Jako příklad takového útoku se často uvádí tzv. *Timing Attack*. Eva zná hardware, na kterém protokol běží. Z jeho znalosti může Eva změřit čas, ve kterém hardware vykoná konkrétní operace. Když Alice nebo Bob dešifrují obdrženou zprávu, Eva může na základě času odhadnout počet provedených operací. Z toho pak může Eva odvodit informace (například velikost) o soukromém klíči d .

V sekci 2.5.2 jsme zmínili potřebu metody nazývané *padding/salting*. Jde o přidání náhodného bitového řetězce vhodné délky ke zprávě m ještě před jejím zašifrováním. Tento řetězec by měl být použit unikátně při každém zašifrování. Příkladem *padding* schématu je například OAEP (viz [15]).

Padding výrazně zvýší bezpečnost kryptosystému RSA, pokud jej přidáme do procesu zašifrování. Připomeňme si také závěr, ke kterému jsme došli v 2.2.2. Náhodnost zašifrování zaručí sémantické zabezpečení.

POZNÁMKA 78

Vzhledem k povaze a cílům této práce se nebudeme implementačním útokům věnovat příliš rozsáhle. To ale neznamená, že by implementace protokolu byla méně důležitá, než jeho „matematická“ část. Konkrétní implementační detaily jsou v praxi důležité a výrazně mohou ovlivnit bezpečnost celého protokolu. Více se o problematice implementačních útoků můžeme dozvědět například v [5].

2.6 RSA jako ochrana před Mallorym

V sekci 1.7 jsme narazili na další bezpečnostní hrozbu. Konkrétně šlo o problém autentizace. Alice si nemohla být jistá, že opravdu komunikuje s Bobem, a naopak.

Řešení problému přichází s rozšířením dosud popsaného kryptosystému RSA o tzv. *digitální podpis*. Digitální podpis zprávy m je číslo s závislé na m a soukromém klíči k_s (v případě RSA tedy d).

Pro digitální podpis také platí, že můžeme ověřit jeho pravost, aniž bychom měli přístup k soukromému klíči k_s . Pravostí digitálního podpisu zprávy m máme na mysli, že byl vytvořen uživatelem, od kterého chceme zprávu m přijmout. Pokud tedy Alice pošle Bobovi zašifrovanou zprávu c , chceme, aby byl Bob schopen zprávu dešifrovat, a navíc ověřit, že zprávu opravdu poslala Alice a že zpráva nebyla někým změněna. Protože digitální podpis závisí na soukromém klíči k_s , může pravý podpis vytvořit pouze uživatel, který k_s zná. Vzhledem k tomu, že Alice uchovala k_s v tajnosti, bude moct pravý digitální podpis vytvořit pouze ona. Bob pak bude moct zkontrolovat, že zprávu neposlal protivník Mallory, který se za Alici pouze vydává.

Digitální podpis s zprávy m tedy bude hodnota, která bude společně se zašifrovanou zprávou c odeslána po síti. Narozdíl od c ale nebude s umožňovat získání původní zprávy m . Uživatel, který bude chtít poslat zprávu m přes síť, pak vždy pošle dvojici (c, s) .

Existuje řada technik, které digitální podpisy zajišťují. My se v této práci budeme věnovat té nejstarší, kterou je *digitální podpis založený na RSA*. Ostatních

typy digitálních podpisů můžeme nelézt například v knihách [3] a [9].

2.6.1 Digitální podpis založený na RSA

Struktura vytvoření a ověření pravosti digitálního podpisu je s mírnými úpravami převzata z [3].

Předpokládejme, že Bob již postupem uvedeným v sekci 2.4.1 vygeneroval svůj klíčový pár (k_s, k_p) . Veřejný klíč $k_p = (n, e)$ nahrál veřejně do veřejné databáze, zatímco soukromý klíč $k_s = d$ uchoval v tajnosti. Bob chce nyní poslat zprávu m Alici. Postup práce s digitálním podpisem zprávy m pak vypadá následovně:

1. Vytvoření digitálního podpisu (podepsání zprávy m) Bobem.
 - (a) Bob spočítá $m' = h(m)$, (funkci h se budeme detailněji věnovat níže)
 - (b) Následně pomocí svého soukromého klíče spočítá $s = m'^d \bmod n$.
 - (c) Číslo s bude digitálním podpisem zprávy m .
2. Ověření pravosti digitálního podpisu s zprávy m Alicí.
 - (a) Alice spočítá $m'' = s^e \bmod n$.
 - (b) Následně spočítá $m' = h(m)$.
 - (c) Ověří, jestli $m' = m''$. Pokud ano, je digitální podpis s pravý.

Připomeňme, že ze samotného digitálního podpisu s nelze získat zprávu m . Zároveň pak bez znalosti zprávy m (získané dešifrováním c) nelze ani ověřit pravost digitálního podpisu s .

POZNÁMKA 79

Pro celý proces komunikace musí tedy Alice i Bob mít vygenerované svoje klíčové páry. První klíčový pár bude využit pro zašifrování zprávy m , druhý pro vytvoření a ověření jejího digitálního podpisu. Komunikace mezi Alicí a Bobem je přehledně shrnuta a znázorněna v sekci 2.7.

Pro úplnost musíme definovat funkci h . V praxi bývají nejčastěji používány tzv. *hashovací funkce*. Hashovací funkce h je funkce $h : \mathcal{M} \rightarrow \mathcal{M}'$, kde $\mathcal{M} \subseteq \mathcal{M}'$. Množině \mathcal{M}' se říká množina hashů.³⁷ Hashe z \mathcal{M}' jsou nejčastěji fixní délky (v praxi se často využívá 224 bitů [3]). Pro hash $m' = h(m)$ zprávy m zpravidla platí $m' < m$. To je výhodné, protože se sníží velikost přenášeného digitálního podpisu s .

Ještě dodejme, že funkce h nesmí ohrozit bezpečnost komunikace. Abychom předešli různým typům útoků způsobených špatnou volbou h , měla by funkce h

³⁷Místo z angličtiny převzatého slova *hash* se také používá označení *otisk* nebo *miniatura*.

být odolná vůči nalezení vzoru, odolná vůči nalezení druhého vzoru a odolná vůči nalezení kolize.

Konkrétní definice a popis těchto vlastností funkce h (včetně celé problematiky hashovacích funkcí) nalezneme v [3].

2.7 Autentizovaná komunikace založená na RSA

V této části přehledně popíšeme vytvoření spojení mezi Alicí a Bobem s pomocí kryptosystému RSA. Následně ukážeme průběh oboustranné komunikace: Alice pošle Bobovi zprávu m_1 , Bob jí odpoví zprávou m_2 .

Vytvoření spojení:

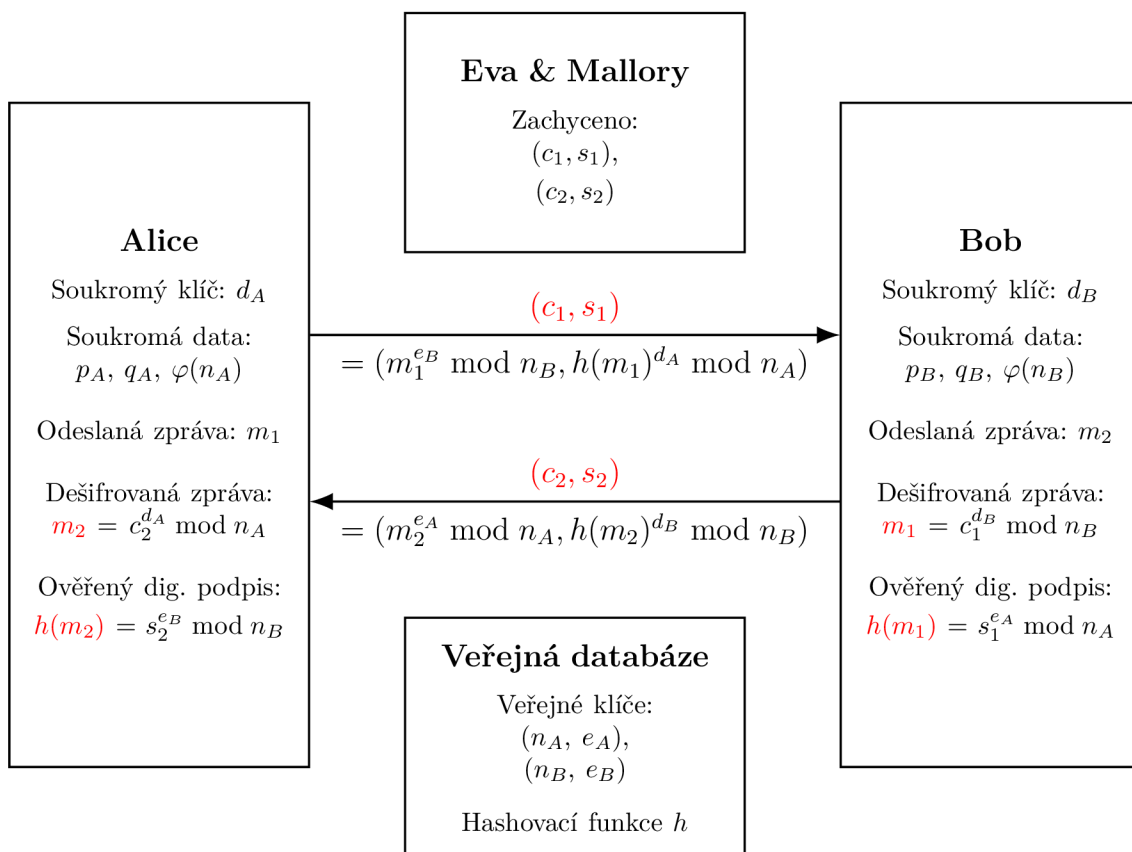
- Alice postupem z části 2.4.1 vygeneruje svůj klíčový pár (k_{sA}, k_{pA}) , kde $k_{sA} = d_A$ a $k_{pA} = (n_A, e_A)$. Prvočísla, která byla použita při generování klíčového páru označíme p_A, q_A (tedy $p_A \cdot q_A = n_A$).
- Bob postupem z části 2.4.1 vygeneruje svůj klíčový pár (k_{sB}, k_{pB}) , kde $k_{sB} = d_B$ a $k_{pB} = (n_B, e_B)$. Prvočísla, která byla použita při generování klíčového páru označíme p_B, q_B (tedy $p_B \cdot q_B = n_B$).
- Alice i Bob nahrají své veřejné klíče k_{pA}, k_{pB} do veřejné databáze.

Přenos zprávy m_1 :

- Alice zašifruje zprávu m_1 na c_1 tak, že $c_1 = m_1^{e_B} \bmod n_B$ (viz část 2.4.2).
- Dále vytvoří digitální podpis s_1 zprávy m_1 tak, že $s_1 = h(m_1)^{d_A} \bmod n_A$. (Funkce h je volně přístupná přes veřejnou databázi.)
- Alice pošle dvojici (c_1, s_1) po síti Bobovi.
- Bob po přijetí (c_1, s_1) vypočítá $m_1 = c_1^{d_B} \bmod n_B$, čímž získá původní zprávu m_1 .
- Následně spočítá $m'_1 = s_1^{e_A} \bmod n_A$ a ověří, jestli $m'_1 = h(m_1)$.

Přenos zprávy m_2 :

- Bob zašifruje zprávu m_2 na c_2 tak, že $c_2 = m_2^{e_A} \bmod n_A$.
- Dále vytvoří digitální podpis s_2 zprávy m_2 tak, že $s_2 = h(m_2)^{d_B} \bmod n_B$. (Funkce h je volně přístupná přes veřejnou databázi.)
- Bob pošle dvojici (c_2, s_2) po síti Alici.
- Alice po přijetí (c_2, s_2) vypočítá $m_2 = c_2^{d_A} \bmod n_A$, čímž získá původní zprávu m_2 .



Obrázek 1: Oboustranná autentizovaná komunikace mezi Alicí a Bobem založená na RSA

- Následně spočítá $m'_2 = s_2^{e_B} \bmod n_B$ a ověří, jestli $m'_2 = h(m_2)$.

POZNÁMKA 80

Průběh námi popsané oboustranné komunikace je přehledně znázorněn na Obrázku 1. Červeným písmem jsou na něm zvýrazněna data, která byla získána šifrováním.

3 Kryptografie a kvantové počítače

Inspirací pro tuto kapitolu byly díla [2] a [3].

Důležitým tématem v kryptografii je vývoj kvantových počítačů a jejich vliv na bezpečnost kryptografických protokolů. V této práci jsme uvedli dva významné problémy: problém diskretního logaritmu (DLP) a problém faktorizace (FP). Jejich složitostí vzhledem ke kvantovým počítačům se stručně věnujeme v následujících sekcích.

3.1 Kvantové útoky na DLP

Problému DLP a jeho složitosti jsme se detailně věnovali v sekcích 1.6 a 1.6.1.

O složitost problému DLP se opírá mnoho dalších kryptografických protokolů, mimo jiné například Diffieho-Hellmanova výměna klíčů, kterou jsme uvedli i v této práci (viz sekce 1.5). Konkrétně těžíme z faktu, že neexistuje polynomiální algoritmus, který by DLP řešil.

Ve světle kvantových počítačů je bezpečnost protokolů, které jsou založeny na principu DLP, ohrožena. Pro problém DLP totiž existuje kvantový algoritmus pracující v polynomiálním čase. Tomuto algoritmu se po jeho objeviteli říká *Shorův algoritmus*³⁸. Lze ukázat, že tento algoritmus pracuje v čase $O(\log^3 n)$, kde n je řád cyklické grupy, ve které DLP řešíme.

3.2 Kvantová faktorizace

Problému FP a jeho složitosti jsme se podrobně věnovali v sekci 2.3.1. Uvedli jsme také několik algoritmů, které FP řeší. Všechny tyto algoritmy řešili FP buď v exponenciálním čase, nebo neřešili FP obecně (pracovali tedy se specifickým tvarem n).

O složitost problému FP se opírá mnoho významných protokolů a celých kryptosystémů (například RSA z části 2.4) Ty konkrétně využívají faktu, že dosud není znám polynomiální algoritmus, který by FP řešil.

S vývojem kvantových počítačů byl ale takový algoritmus objeven. Algoritmus je pojmenován po jeho objeviteli: *Shorův algoritmus*. Lze ukázat, že časová složitost tohoto algoritmu je $O(\log^3 n)$, kde n je číslo, pro které faktorizaci hledáme.

3.3 Postkvantová kryptografie

Jedinou útěchou může být fakt, že dodnes neexistuje dostatečně efektivní a výkonný kvantový počítač, na kterém bychom Shorův algoritmus mohli spustit.³⁹ Nicméně, v oblasti kvantových počítačů probíhá plynulý vývoj a předpokládá se, že dostatečně výkonný kvantový počítač bude sestaven již v tomto století [2].

³⁸V sekci 3.2 uvádíme „pravý“ Shorův algoritmus, který řeší problém faktorizace.

³⁹Respektive dodnes nikdo jeho sestavení neohlásil. Je možné, že někdo takovýmto kvantovým počítačem již disponuje, a jeho sílu využívá tajně pro svou potřebu.

Po přečtení této práce by mělo být jasné, jak výrazné riziko pro bezpečnost kvantové počítače představují. Naštěstí pro nás, probíhá i výzkum nových kryptografických systémů, které budou bezpečné i ve světě výkonných kvantových počítačů. Kryptografii, která bude bezpečná i s příchodem výkonných kvantových počítačů, nazýváme *Postkvantová kryptografie*. Spadá do ní například tzv. *mřížková kryptografie*. Pro více informací k tématu postkvantové kryptografie čtenáře odkážeme na knihu [3].

4 Eliptické křivky

Informace pro tuto kapitolu byly čerpány z knihy [16].

V této kapitole se budeme stručně věnovat kryptografii založené na eliptických křivkách. Kryptografie eliptických křivek, která pracuje s cyklickými podgrupami grup eliptických křivek, je svým principem velmi podobná té, která pracuje s cyklickými podgrupami multiplikativních grup (jako to dělá například Diffieho-Hellmanova výměna klíčů ze sekce 1.5). Bezpečnost kryptografie eliptických křivek bude využívat varianty problému DLP, kterou budeme značit ECDLP.⁴⁰

Definice 81 (Eliptická křivka nad \mathbb{F}_p)

Nechť p je prvočíslo a \mathbb{F}_p značí pole zbytkových tříd modulo p , kde p je prvočíslo. Eliptická křivka E nad \mathbb{F}_p je pak definována rovnicí

$$y^2 \equiv x^3 + ax + b \pmod{p}, \quad (9)$$

kde $a, b \in \mathbb{F}_p$ splňují $4a^3 + 27b^2 \not\equiv 0 \pmod{p}$. Páru (x, y) , kde $x, y \in \mathbb{F}_p$ se říká *bod na křivce* právě tehdy, když (x, y) splňuje rovnici (9). *Bod v nekonečnu*, který se značí jako ∞ se také považuje za bod na křivce. Množina všech bodů na křivce E nad \mathbb{F}_p se značí $E(\mathbb{F}_p)$.

Binární operaci \oplus nad množinou bodů na křivce říkáme *sčítací pravidlo*. Její aplikování se nejlépe popisuje slovně. Pro dva body na křivce $P = (x_1, y_1)$ a $Q = (x_2, y_2)$ je jejich součet $R = P \oplus Q$ získán následovně:

- Sestrojíme přímku vedoucí přes body P a Q . Tím získáme třetí průsečík s křivkou E (označme jej R').
- R je pak symetrickým obrazem R' vzhledem k ose x .

POZNÁMKA 82

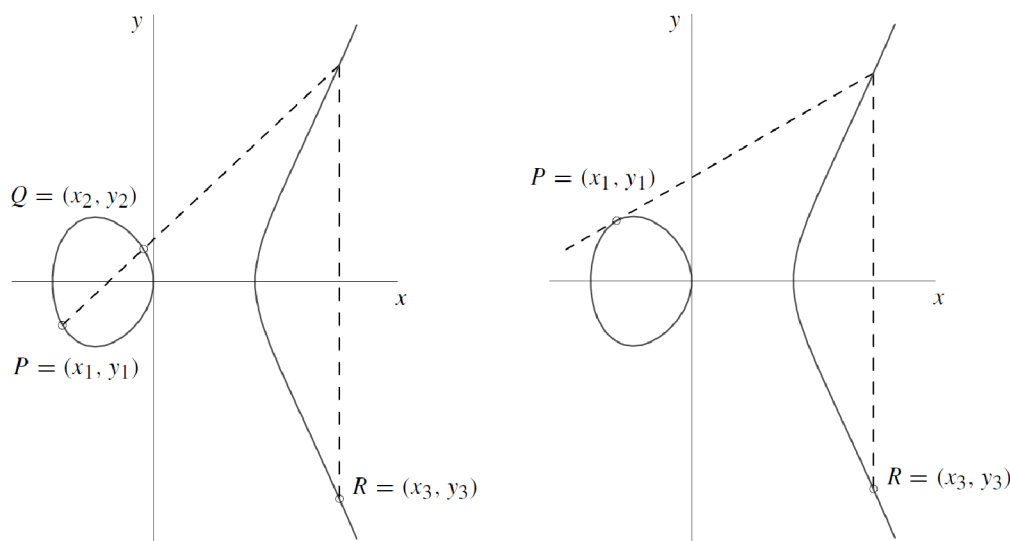
Pokud $P = Q$, pak je sestavenou přímkou tečna křivky E v bodě P . Operace pak postupuje analogicky. Situaci $P \oplus P$ říkáme *zdvojení* bodu P . Můžeme pak zavést značení $d \cdot P$, čímž myslíme zřetězení d bodů P pomocí operace \oplus . Tedy například $4 \cdot P = P \oplus P \oplus P \oplus P$.

Operace \oplus je graficky znázorněna na Obrázku 2, který byl převzat z [16].

Společně s operací \oplus tvoří množina $E(\mathbb{F}_p)$ abelovskou grupu [16]. Její cyklické podgrupy pak můžeme využít pro implementaci systému založeného na ECDLP. Víme, že každá cyklická grupa má generátor. Generátor grupy $E(\mathbb{F}_p)$, který je zároveň bodem na křivce, budeme značit G .

Pro demonstraci práce s eliptickými křivkami stručně uvedeme několik algoritmů které eliptické křivky využívají. Půjde o algoritmy řešící některé z problémů, kterým jsme se v této práci věnovali.

⁴⁰ECDLP je zkratkou za angl. *elliptic curve discrete log problem*.



Obrázek 2: Grafické znázornění $P \oplus Q$ a zdvojení bodu P na křivce $E_1 : y^2 = x^3 - x$ nad \mathbb{R} .

4.1 Diffieho-Hellmanova výměna klíčů s využitím eliptických křivek

V části 1.5 jsme popsali původní verzi tohoto známého protokolu. Uvedli jsme v ní také několik důležitých komentářů a myšlenek, které budou platit i pro tuto verzi protokolu. Zjednodušený protokol D-H s využitím eliptických křivek bude vypadat následovně:

Pro funkčnost protokolu potřebujeme, aby Alice i Bob znali generátor G grupy $E(\mathbb{F}_p)$, což není obecně jednoduchý úkol. Budeme ale předpokládat, že G (včetně jeho řádu n) je parametr sdílený všemi uživateli v síti (i Evou).

1. Alice se s Bobem domluví na eliptické křivce E a prvočísle p , které určí \mathbb{F}_p . K tomu musí Alice poslat Bobovi hodnoty a, b a p . Nevadí nám, že Eva tyto hodnoty zachytí.
2. Dále se Bob s Alicí musí domluvit na generátoru G grupy $E(\mathbb{F}_p)$. Budeme předpokládat, že G (včetně jeho řádu n) je parametr sdílený všemi uživateli v síti (i Evou).
3. Alice náhodně vybere číslo $\alpha, 1 \leq \alpha \leq n - 1$, vypočítá bod na křivce $A = \alpha \cdot G$ a $A = (x_a, y_a)$ pošle po síti Bobovi.
4. Bob náhodně vybere číslo $\beta, 1 \leq \beta \leq n - 1$, vypočítá bod na křivce $B = \beta \cdot G$ a $B = (x_b, y_b)$ pošle po síti Alici.
5. Alice vypočítá bod $K = \alpha \cdot B = \alpha\beta \cdot G$.
6. Bob vypočítá bod $K = \beta \cdot A = \beta\alpha \cdot G$.

Z komutativity násobení plyne, že $\alpha\beta \cdot G = \beta\alpha \cdot G$. Z toho vyplývá, že Alice a Bob nezávisle na sobě získají stejný klíč $K = (x_k, y_k)$.⁴¹ Bezpečnost tohoto protokolu se pak opírá o fakt, že nelze snadno získat hodnotu α z $A = \alpha G$ i se znalostí G . Tento problém shrnuje následující definice:

Definice 83 (Problém diskretního logaritmu v $E(\mathbb{F}_p)$ (ECDLP))

Nechť \mathbb{G} je cyklická podgrupa $E(\mathbb{F}_p)$ řádu n , G její generátor a Q libovolný bod z G . Číslo $e \in \mathbb{Z}_n$ takové, že

$$e \cdot G = Q. \tag{10}$$

nazveme diskretním logaritmem o základu G z Q . Nalezení takového čísla e budeme nazývat **problém diskretního logaritmu v $E(\mathbb{F}_p)$** .

Podobnost problému DLP a ECDLP je zřejmá. To naznačuje, že je operace \oplus vhodnou volbou pro jednosměrnou funkci (viz sekce 1.5).

Popis protokolu D-H využívajícího eliptické křivky vznikl zjednodušením informací z [17]. Pro detailnější komentář k obtížnosti ECDLP viz například [2] nebo [16].

4.2 Faktorizace s využitím eliptických křivek (ECM)

Komentář k algoritmu ECM byl převzat z knihy [9]. Jeho detailní popis lze pak nalézt v knize [18].

Tento faktorizační algoritmus je zobecněním Pollardovy $p-1$ metody, kterou jsme popsali v sekci 2.3.1.3. Ta spoléhala na to, že $p-1$ je B -hladké pro nějakého prvočíselného dělitele p čísla n .

Všimněme si, že $p-1$ je řád grupy \mathbb{Z}_p^* . Algoritmus ECC pak nahradí \mathbb{Z}_p^* náhodnou eliptickou křivkou nad \mathbb{Z}_p^* .

Věta 84

Časová složitost algoritmu ECM je $\exp((\sqrt{2} + o(1))\sqrt{\ln p \ln \ln p})$, kde p je nejmenší prvočíselný dělitel n .

Vzhledem k tomu, že časová složitost závisí na velikosti prvočíselných dělitelů čísla n , je využíván především pro nalezení malých prvočíselných dělitelů.

V případě, kdy n je součinem dvou podobně velkých prvočísel, je časová složitost stejná jako u metody kvadratického síta (viz sekce 2.3.1.6). Oproti ECC je ale metoda kvadratického síta v praxi efektivnější. Může za to typ operací (a jejich přesnost), které jsou u těchto metod využívány.

⁴¹V praxi mohou Alice a Bob jako tajný klíč k použít pouze jednu ze souřadnic bodu K .

4.3 Testování prvočíselnosti s využitím eliptických křivek (ECPP)

Tento test využívá analogie Pocklingtonovy věty (viz Věta 67). Testu ECPP (z angl. *Elliptic Curve Primality Proving algorithm*) se někdy také říká *Atkinův test*.

Výhoda algoritmu ECPP spočívá v připojení krátkého *certifikátu prvočíselnosti* čísla n , pomocí kterého může uživatel jeho prvočíselnost kdykoli snadno ověřit.

Věta 85

Očekávaná časová složitost algoritmu ECPP pro rozhodnutí prvočíselnosti čísla n je $O((\ln n)^{6+\epsilon})$ bitových operací, pro libovolné $\epsilon > 0$.

Komentář k algoritmu ECPP byl převzat z [9]. Detailní popis algoritmu lze opět nalézt v [18].

Závěr

V teoretické části této práce jsme se věnovali principům symetrického a asymetrického šifrování. Prostor byl věnován také konkrétním šifrám obou typů. Několik základních druhů šifer nás poté přimělo definovat konkrétní úrovně bezpečnosti.

V části o symetrickém šifrování jsme se podrobně věnovali problému diskrétního logaritmu, ke kterému nás dovedl popis bezpečnosti Diffieho-Hellmanovy výměny klíčů. U problému diskrétního logaritmu jsme popsali vztah jeho obtížnosti s faktorizací a prvočísly. Byly také zmíněny konkrétní metody, které problém diskrétního logaritmu řeší.

V části o asymetrickém šifrování jsme nejprve zmínili rozdíly oproti symetrickému šifrování. Konkrétněji jsme prošli možné volby algoritmu zašifrování a generování klíčových párů. Následně jsme část práce věnovali třem významným problémům spojeným s prvočísly: problému faktorizace, testování prvočíselnosti a generování náhodných prvočísel. Uvedli jsme několik algoritmů, které tyto problémy řeší. Podrobně jsme pak popsali kryptosystém RSA, jakožto nejvýznamnějšího zástupce asymetrických šifer. Zabývali jsme se jeho bezpečností a jeho využitím pro digitální podpisy.

V závěru práce jsme se stručně věnovali tématu kvantových počítačů a eliptických křivek. U kvantových počítačů jsme zmínili rizika spojená s jejich zefektivněním. Pro eliptické křivky jsme kromě popisu jejich fungování uvedli varianty algoritmů z této práce, které eliptické křivky využívají.

Jako výstup praktické části byly implementovány vybrané algoritmy řešící problém diskrétního logaritmu a problém faktorizace, společně s vybranými testy prvočíselnosti a generátory náhodných prvočísel.

Práce by se dala zlepšit dodáním detailnějšího popisu vybraných metod faktorizace a testů prvočíselnosti uvedených v této práci. Dále bychom mohli práci rozšířit o úvod k teorii složitosti a představit více metod digitálních podpisů. Závěrečná dvě témata, kvantové počítače a eliptické křivky, by také zasloužila více prostoru. Tato rozšíření by pak mohla práci spojit v uzavřenější a komplexnější celek. Praktická část by pak mohla být rozšířena o konzolové rozhraní nasazené na triviální aplikaci, která by implementované metody používala. Následně by pak mohlo být přidáno grafické uživatelské rozhraní.

Conclusions

In the theoretical part of this thesis we have discussed the principles of symmetric and asymmetric encryption. Space was also devoted to specific ciphers of both types. Several basic types of ciphers then led us to define specific levels of security.

In the section on symmetric encryption, we discussed the discrete logarithm problem, which we came across while describing the security of the Diffie-Hellman key exchange. For the discrete logarithm problem, we described the relationship of its difficulty with factorization and prime numbers. Several methods that solve the discrete logarithm problem were also mentioned.

In the section on asymmetric encryption, we first mentioned the differences from symmetric encryption. More specifically, we went over the possible choices of encryption algorithm and key pair generation. We then devoted part of the thesis to three problems associated with prime numbers: the factorization problem, testing primality and random prime generation. We presented several algorithms that solve these problems. We then described the RSA cryptosystem, as the most important asymmetric cipher. We discussed its security and its use for digital signatures.

We briefly concluded the thesis with the topic of quantum computers and elliptic curves. For quantum computers, we mentioned the risks associated with the rise of efficient quantum computers. For elliptic curves, in addition to describing how they work, we presented variants of the algorithms from this work that use elliptic curves.

As output of the practical part, several algorithms solving the discrete logarithm problem and the factorization problem were implemented, together together with several primality tests and random prime generators.

The work could be improved by providing a more detailed description of the selected factorization methods and primality tests presented in this paper. In addition, the thesis could be extended with an introduction to complexity theory and the introduction of more digital signature schemes. The final two topics, quantum computers and elliptic curves, also deserved more space. These extensions could then bring the work together into a more closed and complex piece. The practical part could then be extended with a console UI deployed on a trivial application that would use the implemented methods. GUI could then be added.

A Obsah elektronických dat

doc/

Text práce ve formátu PDF, vytvořený s použitím závazného stylu KI PřF UP v Olomouci pro závěrečné práce, včetně všech příloh, a všechny soubory potřebné pro bezproblémové vygenerování PDF dokumentu textu, tj. zdrojový kód textu, vložené obrázky, a podobně.

docs/

Obsahuje dokumentaci jednotlivých modulů ze složky **impl/**. Tato dokumentace je přístupná přes soubor `index.html`.

impl/

Obsahuje moduly zpracovávající jednotlivé problémy probrané v teoretické části, modul obsahující uvedené metody kryptosystému RSA a modul, ve kterém je několik příkladů použití implementovaných algoritmů a jejich základní testy.

README.txt

Příručka k elektronickým datům práce. Obsahuje popis kroků, které je potřeba provést před spuštěním kódu.

Literatura

- [1] Rivest, R. L., Shamir, A., & Adleman, L. (1978). A method for obtaining digital signatures and public-key cryptosystems. *Communications of the ACM*, 21(2), 120–126. <https://doi.org/10.1145/359340.359342>
- [2] Boneh, D., & Shoup, V. (2023). *A Graduate Course in Applied Cryptography* (ver. 0.6). Dostupné z: <http://toc.cryptobook.us/>
- [3] Stinson, D. R., & Paterson, M. B. (2018). *Cryptography: Theory and Practice* (ed. 4). Chapman and Hall/CRC. ISBN 978-1138197015.
- [4] Shoup, V. (2009). *A Computational Introduction to Number Theory and Algebra* (ver. 2). Dostupné z: <https://www.shoup.net/ntb/>
- [5] Mollin, R. A. (2002). *RSA and Public-Key Cryptography* (ed. 1). Chapman and Hall/CRC. ISBN 1-58488-338-3.
- [6] Goldreich, O. (2004) *Foundations of Cryptography: Basic Techniques* (ed. 1). Cambridge University Press. ISBN 0-511-04120-9.
- [7] Immerman, N. (1998). *Descriptive Complexity*. Springer Science & Business Media. ISBN 978-0-387-98600-5.
- [8] Van Oorschot, P. C. (1990). A Comparison of Practical Public-Key Cryptosystems based on Integer Factorization and Discrete Logarithms. *Lecture Notes in Computer Science*. https://doi.org/10.1007/3-540-38424-3_40
- [9] Menezes, A. J., Van Oorschot, P. C., & Vanstone, S. A. (1997) *Handbook of Applied Cryptography*. CRC Press. ISBN 0-8493-8523-7. Jednotlivé kapitoly dostupné z: <https://cacr.uwaterloo.ca/hac/>
- [10] Riesel, H. (2011). *Prime Numbers and Computer Methods for Factorization* (ed. 2). Birkhäuser. ISBN 978-0-8176-8297-2.
- [11] Williams, H.C. (1982). A $p + 1$ method of factoring. *Mathematics of Computation*, 39(159), 225–234. <https://doi.org/10.1090/s0025-5718-1982-0658227-7>.
- [12] Gower, J. E., & Wagstaff, S. S. (2008). Square form factorization. *Mathematics of Computation*, 77(261), 551–588. <https://doi.org/10.1090/s0025-5718-07-02010-8> Dostupné z: <https://homes.cerias.purdue.edu/~ssw/squfof.pdf>
- [13] Agrawal, M., Kayal, N., & Saxena, N. (2004). PRIMES is in P. *Annals of Mathematics*, 160(2), 781–793. <https://doi.org/10.4007/annals.2004.160.781>

- [14] Boneh, D. (1999). Twenty Years of Attacks on the RSA Cryptosystem. *Notices of the American Mathematical Society*, 46(2), 203–213. Dostupné z: <https://www.ams.org/notices/199902/199902FullIssue.pdf>
- [15] Bellare, M., & Rogaway, P. (1994). Optimal asymmetric encryption. *Lecture Notes in Computer Science*, 92—111 <https://doi.org/10.1007/bfb0053428>
- [16] Hankerson, D., Menezes, A. J., & Vanstone, S. (2004) *Guide to Elliptic Curve Cryptography*. Springer Science & Business Media. ISBN 0-387-95273-X.
- [17] Barker, E., Chen, L., Roginsky, A., Vassilev, A., & Davis, R. (2018). Recommendation for pair-wise key-establishment schemes using discrete logarithm cryptography. *Journal of Research of NIST*. <https://doi.org/10.6028/nist.sp.800-56ar3>
- [18] Husemöller, D. (2004). *Elliptic Curves* (ed. 2). Springer Science & Business Media. ISBN 0-387-95490-2.