Implementação e análise do
protocolo de Katz e Yung
para estabelecimento
de chaves de grupo

Jorge Alves Tonami

DISSERTAÇÃO APRESENTADA AO INSTITUTO DE
MATEMÁTICA E ESTATÍSTICA DA UNIVERSIDADE
DE SÃO PAULO PARA OBTENÇÃO DO GRAU DE
MESTRE EM CIÊNCIA DA COMPUTAÇÃO

Área de Concentração: Ciência da Computação
Orientador: Prof. Dr. Routo Terada

São Paulo, Dezembro de 2004

Implementação e análise do protocolo de Katz e Yung para estabelecimento de chaves de grupo

Este exemplar corresponde à redação final da dissertação devidamente corrigida e defendida por Jorge Alves Tonami e aprovada pela comissão julgadora.

São Paulo, dezembro de 2004.

Banca Examinadora:

- Prof. Dr. Routo Terada (Orientador) - IME-USP
- Prof. Dr. Marco Dimas Gubitoso - IME-USP
- Profa. Dra. Tereza Cristina Melo de Brito Carvalho - POLI-USP

Aos meus pais, Cyro e Neide.

Agradecimentos

Ao meu orientador Prof. Dr. Routo Terada que me auxiliou na escolha do tema e na elaboração do trabalho, além de me apresentar a criptologia, uma ciência até então pouco conhecida por mim.

Aos amigos que fiz durante este curso, Celina M. Takemura, Ney B. Luz, Fabio C. Xavier, Mehran Misaghi e em especial ao Cesar A. M. Paixão e ao Eduardo T. Ueda, que me auxiliaram durante todo o curso e principalmente durante a elaboração da dissertação de mestrado.

Ao meu amigo Alex K. Hamassaki, que me incentivou e apoiou desde o início do curso.

Aos amigos que fiz na ABC71, Fernando Correa, Alexandre Nishiyama, Fred Ricardo, Arnaldo Marinho e Julio Bertolini, que me apoiaram nos momentos difíceis, e ao Gustavo Fabbro, que me auxiliou durante a implementação do protocolo.

À minha namorada Aline C. Ceron que sempre esteve ao meu lado principalmente nos momentos difíceis, além de sua paciência e compreensão.

À toda minha família, e em especial aos meus pais, que também sempre estiveram ao meu lado, me apoiando financeira e psicologicamente e me dando forças para superar as dificuldades e para nunca desistir de meus sonhos.

Resumo

O estabelecimento de uma chave de grupo entre duas ou mais entidades que estão se comunicando em uma rede pública é algo que já vem sendo estudado há muito tempo. A segurança e eficiência de um algoritmo criptográfico para a comunicação entre um grupo de entidades torna-se totalmente vulnerável se um intruso descobrir a sua chave de sessão. Hoje em dia é cada vez mais necessário adquirir um bom desempenho em um sistema de comunicação e, apesar da garantia de segurança apresentada por mecanismos "fora-de-banda" ou mecanismos como o RSA, fica evidente que, para o caso de uma comunicação com muitos participantes, estes tipos de mecanismos não obtêm um bom desempenho. É através de um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo que se garante uma melhora neste desempenho, garantindo também a segurança de um algoritmo criptográfico e a privacidade na comunicação entre um grupo de usuários. O estabelecimento de uma chave de sessão entre dois usuários é um caso já bem estudado pela comunidade criptográfica; por outro lado, para um grupo de participantes maior, ainda existem dificuldades com relação à segurança. Existem alguns protocolos que se baseiam em conceitos semelhantes para o estabelecimento desta chave para o caso de uma comunicação entre três ou mais entidades. O principal objetivo deste documento é relatar os resultados obtidos da análise de um dos últimos protocolos de estabelecimento de chaves que surgiram recentemente, mostrando informações obtidas de sua implementação, relacionadas com o funcionamento, o desempenho e a segurança.

Abstract

The Group Key Exchange between two or more entities communicating in a public network has been studied for a long time. The security and efficiency in a cryptographic algorithm for a communication among a group of entities become completely vulnerable if an adversary finds this session key. Today it is more and more necessary to obtain a good performance in a system communication, and in spite of the security's guarantee showed by "out-of-band" mechanism or like RSA, it is evident that, for a case of the communication with a lot of participants, this type of mechanism can't get a good performance. A protocol for group key exchange may guarantee a better performance, and security of the cryptographic algorithm and privacy in the communication among a group of users too. The establishment of the session key between two users is fairly well-understood by cryptographic community; but, for a larger number of users, there are difficulties in security analysis. There are some protocols that are based on similar concepts for the establishment of a key among three or more entities. The main goal of this document is to give a report of the results obtained by the analysis of the most recent protocols for group key exchange, showing information obtained by implementation, related to functioning, performance and security.

Sumário

Resumo	iii
Abstract	iv
1 Introdução	1
1.1 Objetivo	2
1.2 Contribuições	3
1.3 Organização do documento	3
2 Conceitos básicos	4
2.1 Problema do Logaritmo Discreto (PLD)	4
2.2 Protocolo de Diffie-Hellman	4
2.3 Protocolos de Estabelecimento de Chave	5
2.4 Protocolos de Estabelecimento de Chave Autenticadas	5
2.5 Escalabilidade	5
2.6 Sigilo no futuro	6
2.7 Suposições de Diffie-Hellman	6
2.7.1 CDH (Computacional Diffie-Hellman)	6
2.7.2 DDH (Decisional Diffie-Hellman)	6
2.8 Lema do Aniversário	6
3 Histórico de Protocolos	8
3.1 Protocolo de Ingemarsson	8
3.2 Protocolo de Burmester e Desmedt	9
3.3 Protocolo de Bellare	9
3.4 Protocolo de Steiner	11
3.4.1 IKA.1	11
3.4.2 IKA.2	12
3.5 Protocolo de Bresson	14
3.6 Tabela comparativa	15

4	O Modelo de segurança	17
4.1	Considerações iniciais	17
4.2	Modelo do Adversário	17
4.2.1	Funções	18
4.3	Sociedade	18
4.4	<i>Freshness</i>	19
4.5	Definições de Segurança	19
4.6	Protocolos sem sigilo no futuro	19
4.7	Observações	19
5	Compilador para protocolos de estabelecimento de chaves de grupo	20
5.1	Teorema 1	21
5.2	Teorema 2	23
6	Um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo	24
6.1	Teorema 3	25
6.2	Exemplo	28
7	Ferramentas e metodologias utilizadas	31
7.1	Hardware e Dados de Entrada e Saída	31
7.1.1	Tamanho dos Módulos	31
7.1.2	Medidas de desempenho	32
7.2	MPI	32
7.3	GMP	32
8	Implementação e Análise	35
8.1	Conceitos gerais	35
8.1.1	Geração das Informações para a Análise	35
8.1.2	Visualização das Informações para a Análise	35
8.2	Implementação do Protocolo	36
8.3	Execução do Protocolo	36
8.4	Análise dos Resultados Obtidos	38
8.5	Execução dos programas	39
8.5.1	O programa spagke.exe	40
8.5.1	O programa pkres.exe	40
8.5	Dificuldades encontradas	41
9	Conclusão	46
A	Listagem do programa Spagke	48
B	Listagem do programa PKRes	58
	Glossário	65

Índice Remissivo	66
Referências Bibliográficas	67

Lista de Figuras

1	Execução do protocolo para $g = 2$, $S_A = 3$ e $S_B = 2$	5
2	Ingemarsson - Execução do protocolo para quatro participantes ($n = 4$) . .	9
3	Burmester e Desmedt - 1ª Rodada	10
4	Burmester e Desmedt - 2ª Rodada	10
5	Burmester e Desmedt - Chave de sessão obtida	10
6	Bellare - Chave de sessão obtida pelos 4 participantes	11
7	IKA.1 - 1ª Etapa	12
8	IKA.1 - 2ª Etapa e Resultado final	12
9	IKA.2 - 1ª Etapa	13
10	IKA.2 - 2ª e 3ª Etapas	13
11	IKA.2 - 4ª Etapa e Resultado final	14
12	Bresson - Rodadas do 1º Estágio	14
13	Bresson - 2º Estágio e Resultado final	15
14	Katz e Yung - 1ª Rodada	25
15	Katz e Yung - 2ª Rodada	25
16	Katz e Yung - Chave de sessão obtida	26
17	Exemplo - 1ª Rodada	29
18	Exemplo - 2ª Rodada	29
19	Exemplo - Chave de sessão obtida	30
20	Execução do Protocolo - Arquivo de parametrização	37
21	Execução do Protocolo - Reconhecimento do número de participantes . . .	38
22	Execução do Protocolo - Cálculo da Chave de Sessão	39
23	Execução do Protocolo - Dados Estatísticos	40
24	Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo result.txt	41
25	Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo pkchaves.txt	42
26	Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo result.txt depois de várias execuções	43
27	Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo pkchaves.txt depois da segunda execução	44
28	Análise dos Resultados Obtidos - Gráfico de desempenho	44
29	Pkres - Guia "Dados"	45
30	Pkres - Guia "Gráfico"	45

Lista de Tabelas

1	Tabela comparativa dos protocolos	15
---	---	----

1 Introdução

Os protocolos para estabelecimento de chaves autenticadas (*AKE* - Authenticated Key Exchange) permitem a um grupo de parceiros dentro de uma grande rede pública completamente insegura estabelecerem uma chave secreta comum (uma chave de sessão) e, além disso, garantem que eles estão realmente compartilhando esta chave mutuamente (ou seja, com seus companheiros pretendidos). Estes tipos de protocolos são fundamentais para a criptografia e para a segurança de rede.

No início da década de 70, Whitfield Diffie e Martin Hellman [16] desenvolveram a idéia da chave pública. A criptografia da chave pública é uma técnica de criptografar e decriptografar uma mensagem utilizando um par de chaves assimétricas. Uma chave pública seria capaz apenas de criptografar uma mensagem, e esta poderia ser decriptografada apenas pela chave privada correspondente (deduzida a partir da chave pública), permitindo assim que a chave pública possa ser divulgada sem comprometer a segurança da chave privada. Com isso, no final da década de 70, Ronald Rivest, Adi Shamir e Leonard Adleman criaram o RSA, um algoritmo de criptografia assimétrica que resolvia o problema da distribuição das chaves, que comprometia a segurança dos algoritmos simétricos. Por outro lado, na prática, o RSA demanda muito processamento para encriptar uma mensagem, e somente grandes companhias têm capital para investir em máquinas com alta capacidade de processamento.

Uma alternativa para solucionar o problema da distribuição das chaves seria então a de utilizar mecanismos fora-de-banda para estabelecer estas chaves para um algoritmo de criptografia simétrica, ou então utilizar sistemas assimétricos similares ao RSA, mas com um custo menor (ou zero), como por exemplo o PGP (Pretty Good Privacy), encontrado gratuitamente na Internet, e que inclusive utiliza algumas vantagens do RSA. O problema é que estas alternativas possuem um desempenho ruim para uma comunicação com muitos participantes. Sendo assim, os protocolos de estabelecimento de chaves passaram a ser boas soluções para quem precisa de sistemas com bom desempenho, tanto na criptografia quanto na decriptografia, algo que pode ser alcançado com algoritmos simétricos.

Os protocolos de estabelecimento de chaves são cruciais para permitir que a criptografia de chave simétrica faça a codificação e/ou autenticação dos dados dentre as partes sem que precise de um mecanismo "fora-de-banda" para fazer o acordo de uma chave em comum. Além disso, eles são utilizados para o desenvolvimento de "canais seguros" no topo de protocolos de alto-nível que podem ser projetados, analisados, e implementados de uma forma modular. Assim, uma compreensão detalhada do *AKE* - especialmente para o

projeto de protocolos comprovadamente seguros - é essencial.

O caso do protocolo de estabelecimento de chaves autenticadas entre dois participantes foi amplamente estudado dentro da comunidade criptográfica e está bem compreendido. Além disso, existe uma variedade de protocolos *AKE* eficientes e comprovadamente seguros para duas partes. Por outro lado, ainda não foi dada muita atenção para o caso em que um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo estabelece uma chave de sessão para mais de dois participantes (ou seja, $n > 2$). Os protocolos de estabelecimento de chaves de grupo são essenciais para diversas aplicações, como, por exemplo, vídeo-conferência e aplicações multi-ponto que envolve um grande número de usuários.

As pesquisas recentes de Bresson [6, 7, 10], foram as primeiras que apresentaram um modelo formal de segurança para um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo e as primeiras que forneceram demonstrações de segurança para protocolos particulares. Isto representa um passo inicial importante, mas existe ainda muito trabalho a fazer para se melhorar a eficiência e a escalabilidade¹ de soluções existentes. Bresson [10] também obteve uma das soluções mais eficientes e comprovadamente seguras no modelo padronizado, que adapta as prévias de trabalho de Steiner [26]. Infelizmente, esses protocolos não são escaláveis: para estabelecer uma chave dentre os n participantes, eles precisam de n rodadas², $O(n)$ exponenciações modulares e comunicação em $O(n)$.

A principal contribuição do protocolo de Katz e Yung [20] é o fato de ser o primeiro protocolo de estabelecimento de chaves de grupo com número de rodadas constante e totalmente escalável, sendo comprovadamente seguro no modelo padronizado. A segurança é demonstrada através da redução para a suposição de decisão de Diffie-Hellman (DDH). O protocolo também não permite que um usuário antigo se comunique com o grupo. O protocolo possui três rodadas e é eficiente também para grupos com elevado número de participantes: isto requer unicamente $O(1)$ para a comunicação, três exponenciações modulares e $O(n)$ verificações de assinatura pelo usuário. Será mostrado um compilador que transforma qualquer protocolo de estabelecimento de chave de grupo seguro contra um adversário passivo para um seguro contra um mais forte (e mais realístico) adversário ativo que controla toda comunicação na rede. Se o protocolo original impossibilita o acesso de um usuário antigo, então o protocolo compilado também não permite. Será apresentada então uma adaptação do trabalho de Burmester e Desmedt [12], que é um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo de duas rodadas e com demonstrações de segurança - contra um adversário passivo - sob a suposição de DDH. Aplicando o compilador para este protocolo obtém-se o resultado principal: um protocolo de três rodadas eficiente para os casos em que o número de participantes é maior que dois.

1.1 Objetivo

Esta dissertação tem como objetivo apresentar de uma forma detalhada todo o estudo feito em cima do protocolo estabelecimento de chaves de grupo de Katz e Yung, desde um

¹Relacionada com o número de casos em que o protocolo pode funcionar. Veja mais detalhes no capítulo 4

²Passos ou iterações ocorridos durante a execução

histórico dos protocolos ancestrais até a implementação e análise, passando pelo levantamento de suas características principais de funcionamento, e também por suas vantagens e desvantagens.

1.2 Contribuições

Como contribuições deste trabalho, pode-se citar:

- Um histórico dos principais protocolos de estabelecimento de chaves de grupo já estudados, que têm influência não apenas no protocolo de Katz e Yung, mas também em diversos outros protocolos que possuem uma importância significativa na comunidade criptográfica hoje em dia.
- Uma implementação didática do protocolo estudado, com bibliotecas que facilitam a utilização e permitem um maior aproveitamento de código, além do que abre caminho para que mais testes em plataformas Windows e Unix possam ser feitos em um futuro próximo.
- Uma análise de desempenho aplicada sobre a implementação, que acarretou na descoberta de que o número de exponenciações não é constante.
- Uma documentação detalhada e em língua portuguesa de todo o estudo feito, desde o histórico até a análise da implementação, algo ainda escasso na comunidade criptográfica brasileira.

1.3 Organização do documento

No capítulo 2, serão citados alguns conceitos básicos utilizados no trabalho. No capítulo 3, serão mostradas as principais características de protocolos anteriores que tiveram influência nos estudos de Katz e Yung [20], sendo exibido também uma tabela comparativa entre estes protocolos. No capítulo 4 será mostrado um modelo de segurança que se baseia no modelo padrão de Bresson [10]. O compilador de Katz e Yung [20] será mostrado no capítulo 5 e no capítulo 6 será descrito um protocolo de duas rodadas, seguro contra adversários passivos. O capítulo 7 apresenta as ferramentas utilizadas na implementação do protocolo, que é descrita no capítulo 8. Por fim, o capítulo 9 conclui de uma forma geral todo o trabalho.

O anexo A apresenta a listagem de todo o código desenvolvido em ANSI C para a implementação do protocolo de Katz e Yung e o anexo B apresenta a listagem de todo o código desenvolvido em C++ para o programa de visualização dos resultados.

No glossário estão todos os termos criptográficos utilizados nesta dissertação.

2 Conceitos básicos

2.1 Problema do Logaritmo Discreto (PLD)

Definição segundo Routo Terada [28]: Dados um primo p e inteiros $g, t < p$, calcular um inteiro s tal que $t = g^s \bmod p$.

Exemplo: vamos supor que $p = 5, g = 3$ e $t = 4$. Uma solução, para este caso, será $s = 2$.

Quando p é relativamente longo (por exemplo, 1024 bits), ninguém até hoje descobriu um algoritmo eficiente, isto é, de tempo polinomial, para resolver este problema, ou seja, este problema é computacionalmente inviável de ser resolvido.

2.2 Protocolo de Diffie-Hellman

Protocolo desenvolvido por W. Diffie e M. Hellman [16] que, baseado no Problema do Logaritmo Discreto, estabelece uma chave secreta entre duas pessoas que pretendem se comunicar³. Abaixo estão os passos do protocolo para a combinação de uma chave secreta entre A e B:

1. A escolhe um número aleatório $S_A, 1 \leq S_A \leq p - 2$
2. B escolhe um número aleatório $S_B, 1 \leq S_B \leq p - 2$
3. A calcula $t_A = g^{S_A} \bmod p$ e envia para B.
4. B calcula $t_B = g^{S_B} \bmod p$ e envia para A.
5. A calcula $(t_B)^{S_A} \bmod p = K_{AB}$.
Note que $(t_B)^{S_A} = [g^{S_B} \bmod p]^{S_A} = g^{S_B S_A} \bmod p$.
6. B calcula $(t_A)^{S_B} \bmod p = K_{AB}$.
Note que $(t_A)^{S_B} = [g^{S_A} \bmod p]^{S_B} = g^{S_A S_B} \bmod p$.

³As informações que serão trocadas entre ambas as partes passarão por um canal inseguro, sendo portanto consideradas de conhecimento público

Percebe-se que o Problema do Logaritmo Discreto tem a função de proteger as chaves secretas de A e B . Após a execução deste protocolo, A e B poderiam se comunicar trocando informações através de um algoritmo de chave secreta.

Exemplo:

Figura 1: Execução do protocolo para $g = 2$, $S_A = 3$ e $S_B = 2$

2.3 Protocolos de Estabelecimento de Chave

Estabelecem uma chave de sessão para um grupo de participantes se comunicando em uma rede, protegendo-os de adversários passivos, ou seja, que apenas observam as informações trocadas entre eles.

2.4 Protocolos de Estabelecimento de Chave Autênticas

Estabelecem uma chave de sessão para os membros de um grupo, protegendo-os de adversários ativos que controlam toda a comunicação na rede.

2.5 Escalabilidade

Termo utilizado para distinguir se um protocolo possui a mesma eficiência e segurança em mais de um caso.

Um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo é considerado escalável se o mesmo consegue gerar chaves de sessão de forma segura para qualquer grupo, independente do

número de participantes. Ou seja, o protocolo funciona não apenas para o caso de dois participantes estabelecerem uma chave, mas também para o caso de n participantes, onde $n > 2$.

2.6 Sigilo no futuro

Garantia de que membros que abandonaram ou deixaram de fazer parte da comunicação do grupo não tenham acesso às futuras chaves de sessão.

2.7 Suposições de Diffie-Hellman

O "Problema Diffie-Hellman Computacional" e o "Problema Diffie-Hellman de Decisão" podem ser considerados computacionalmente difíceis de serem resolvidos, pelo fato de não se conhecer nenhum algoritmo em tempo polinomial que obtenha um resultado. Desta forma, ambos podem ser utilizados como base em demonstrações de segurança de um determinado algoritmo.

2.7.1 CDHP (Computational Diffie-Hellman Problem):

Dado um grupo G , um gerador g de G e dois elementos $a = g^x$, $b = g^y \in G$, onde x e y são desconhecidos, calcule o valor $c = g^{xy} \in G$.

2.7.2 DDHP (Decisional Diffie-Hellman Problem):

Dado um grupo G , um gerador g de G e três elementos $a, b, c \in G$, decidir sobre a existência de inteiros x, y tal que $a = g^x$, $b = g^y$, $c = g^{xy}$.

2.8 Lema do Aniversário:

Define a probabilidade de se ocorrer dois aniversários em um mesmo dia durante o ano (365 dias) dentro de um grupo de 23 pessoas.

Lema. A probabilidade de se ocorrer pelo menos uma colisão em uma função de hash h é igual ao produto de 1 até $k - 1$ em $(1 - \frac{1}{n})$, onde k é o número de pessoas e n o número de dias ao ano.

O Lema acima responde a pergunta a seguir:

Quantas pessoas devem estar em uma sala antes de existir uma chance de 50% de duas delas terem nascido no mesmo dia do ano?

Demonstração. Seja uma função de hash h , que calcula um valor $y = h(x)$, onde x é um texto legível de comprimento $|x|$, que é da ordem de centenas de bytes, e y é o resumo de x , cujo o comprimento é da ordem de 128 bits. Uma colisão é definida como sendo a ocorrência de se aplicar em dois textos x_1 e x_2 a mesma função h e se obter o mesmo resumo y .

A probabilidade de não ocorrer colisão em h é definida como:

$$(1 - \frac{1}{n}) \cdot (1 - \frac{2}{n}) \dots (1 - \frac{k-1}{n}) = \prod_{i=1}^{k-1} (1 - \frac{1}{n})$$

Considerando a aproximação $1 - \alpha \cong e^{-\alpha}$, se α for pequeno, temos:

$$\prod_{i=1}^{k-1} (1 - \frac{1}{n}) \cong \prod_{i=1}^{k-1} e^{-1/n} = e^{-\frac{k(k-1)}{2n}}$$

A probabilidade de ocorrer pelo menos uma colisão é aproximadamente igual a $1 - \alpha^{-\frac{k(k-1)}{2n}}$, que é igual a β (notação):

$$\begin{aligned} 1 - \beta &= e^{-\frac{k(k-1)}{2n}} \\ \frac{-k(k-1)}{2n} &= -\ln(1 - \beta) = \ln(1 - \beta)^{-1} \\ k^2 - k &= 2n \cdot \ln(\frac{1}{1 - \beta}) \end{aligned}$$

Ignorando k , temos que:

$$\begin{aligned} k^2 &= 2n \cdot \ln(\frac{1}{1 - \beta}) \\ k &\cong \sqrt{2n \cdot \ln(\frac{1}{1 - \beta})} \end{aligned}$$

Para $\beta = \frac{1}{2}$, obtém-se: $k \cong 1.17\sqrt{n}$

Lema do aniversário: $n = 365$, $\beta = \frac{1}{2} \Rightarrow k \cong 23$

3 Histórico dos Protocolos

Existem diversos estudos que têm procurado estender o protocolo de duas partes de Diffie-Hellman [16] para um protocolo de várias partes. A maioria desses trabalhos supõem um adversário passivo, e apenas alguns fornecem uma demonstração de que o protocolo é seguro. Os protocolos de estabelecimento de chave de grupo são projetados para que sejam seguros contra invasores que, além de observarem, também controlam toda comunicação na rede. Existem alguns protocolos que sugerem este tipo de segurança, mas que não fornecem demonstrações de que são seguros, aumentando assim a desconfiança para com os mesmos.

A seguir, estão relacionados os principais estudos de outros autores que tiveram influência nos estudos de Katz e Yung [20]. Serão citadas as principais características, assim como algumas vantagens e desvantagens.

3.1 Protocolo de Ingemarsson

Projetado em 1982, por I. Ingemarsson [19], este protocolo foi uma das primeiras tentativas de se estender o protocolo de Diffie-Hellman [16] para o caso de múltiplos participantes (o número de participantes n é maior que dois). Disposto na forma de um anel lógico, o protocolo exige que cada participante gere um número aleatório secreto S_i e envie g^{S_i} para o próximo participante, na sequência do anel. De rodada⁴ em rodada, cada participante considera como base o valor recebido na rodada anterior, e calcula a potência, sendo S_i o expoente. Depois disso, o resultado é enviado ao próximo participante, ocorrendo assim a transmissão de n mensagens entre os membros do grupo, sendo, portanto, uma das desvantagens deste protocolo. Ao final das $n - 1$ rodadas, todos os participantes obtêm a mesma chave de grupo $K_n = g^{S_1 \cdot S_2 \cdot S_3 \cdot \dots \cdot S_n}$.

Apesar do número elevado de transmissões e também da grande quantidade de exponenciações, o protocolo de Ingemarsson [19] serviu como base de estudos para muitos outros projetos, não apenas por ser um dos pioneiros, mas também porque o seu funcionamento é bastante interessante.

⁴Passo ou iteração do protocolo

Figura 2: Ingemarsson - Execução do protocolo para quatro participantes ($n = 4$)

3.2 Protocolo de Burmester e Desmedt

Surgiu em 1994, onde M. Burmester e Y. Desmedt [12] aproveitaram as características de segurança do protocolo de Diffie-Hellman para desenvolver um protocolo que estabelece uma chave de grupo em duas rodadas, onde, na primeira rodada, cada participante i gera seu número aleatório secreto S_i e envia $z_i = g^{S_i}$ aos demais, e na segunda rodada é calculado o valor $X_i = \left(\frac{z_{i+1}}{z_{i-1}}\right)^{S_i}$. Ao final da segunda rodada, cada participante obtém a chave de sessão K_n , que é calculada através da expressão

$$K_n = z_{i-1}^{n \cdot S_i} \cdot X_i^{n-1} \cdot X_{i+1}^{n-2} \cdot \dots \cdot X_{i-2}.$$

Considera-se que $z_0 = z_n$ e $z_{n+1} = z_1$.

As figuras 3, 4 e 5 apresentam um exemplo de funcionamento do protocolo, para quatro participantes.

Uma das principais vantagens, além do número constante de rodadas, é o aproveitamento das características de segurança do protocolo de Diffie-Hellman [16]. Por outro lado, este protocolo apresenta a desvantagem de necessitar $O(n)$ transmissões por rodada, além de um elevado número de operações de exponenciação.

3.3 Protocolo de Bellare

Os estudos de M. Bellare [1, 2, 3, 4] iniciados em 1993 contribuíram para o surgimento de um protocolo muito eficiente não apenas no número de rodadas, mas também no

Figura 3: Burmester e Desmedt - 1ª Rodada

Figura 4: Burmester e Desmedt - 2ª Rodada

$$\begin{aligned}
 \textcircled{P_1} \quad K_4 &= Z_4^{4 \cdot S_1} \cdot X_1^3 \cdot X_2^2 \cdot X_3^1 = Z_4^{4S_1} \cdot \left(\frac{z_2}{z_4}\right)^{3S_1} \cdot \left(\frac{z_3}{z_1}\right)^{2S_2} \cdot \left(\frac{z_4}{z_2}\right)^{S_3} = g^{S_1S_2 + S_1S_3 + S_2S_4 + S_3S_1} \\
 \textcircled{P_2} \quad K_4 &= Z_1^{4 \cdot S_2} \cdot X_2^3 \cdot X_3^2 \cdot X_4^1 = g^{S_1S_2 + S_2S_3 + S_3S_4 + S_4S_1} \\
 \textcircled{P_3} \quad K_4 &= Z_2^{4 \cdot S_3} \cdot X_3^3 \cdot X_4^2 \cdot X_1^1 = g^{S_1S_2 + S_2S_3 + S_3S_4 + S_4S_1} \\
 \textcircled{P_4} \quad K_4 &= Z_3^{4 \cdot S_4} \cdot X_4^3 \cdot X_1^2 \cdot X_2^1 = g^{S_1S_2 + S_2S_3 + S_3S_4 + S_4S_1}
 \end{aligned}$$

Figura 5: Burmester e Desmedt - Chave de sessão obtida

número de transmissões por participante e no número de operações de exponenciação. O protocolo de Bellare [4] foi projetado para o caso de três partes, onde um dos três participantes é responsável pelo estabelecimento da chave de sessão entre os outros dois. Na primeira rodada, o participante A gera seu número aleatório R_A secreto e envia para

B. Na segunda rodada, *B* envia seu número aleatório R_B para *C*, juntamente com o número aleatório de *A*, na forma $R_A \cdot R_B$. Na terceira rodada, *C* calcula e envia a chave de sessão para *A* e *B*, aplicando algum algoritmo de segurança e de assinatura em ambos, conforme a figura 6.

Figura 6: Bellare - Chave de sessão obtida pelos 4 participantes

Percebe-se, portanto, que este protocolo é muito eficiente, já que é executado em 3 rodadas, e necessita de apenas $O(1)$ transmissões e $O(1)$ exponenciações. Por outro lado, sua principal desvantagem é a limitação quanto ao número de participantes, pois o protocolo funciona apenas para um caso específico.

3.4 Protocolo de Steiner

Em 2000, M. Steiner [26] criou a família de protocolos CLIQUES, que é composta por protocolos de gerenciamento de chaves para grupos dinâmicos. Desta família, dois protocolos são utilizados para o estabelecimento de chave de grupo. Os outros executam outras operações⁵, entre elas a adição e exclusão de membros do grupo. Os dois protocolos de estabelecimento de chaves de grupo são chamados por Steiner [26] de IKA.1 e IKA.2 (IKA significa Initial Key Agreement - Acordo de Chaves Inicial)

3.4.1 IKA.1

O protocolo IKA.1 é executado em duas etapas: na primeira, os $n - 1$ membros do grupo geram suas chaves aleatórias secretas $S_1, \dots, S_{n-1}$. A cada rodada desta primeira etapa, um dos participantes recebe um conjunto de informações do participante anterior. Este conjunto de informações é composto por um valor que armazena o total de chaves enviadas pelo participante anterior e outros valores intermediários. O participante

⁵São também propostas versões com suporte à autenticação, mas aqui será considerada uma versão mais básica, por simplicidade

então inclui sua chave neste conjunto e envia ao próximo participante. Ao receber as informações do penúltimo participante (entre elas, o valor $g^{s_1 \cdot s_2 \cdot \dots \cdot s_{n-1}}$), o último participante (responsável pela geração da chave) calcula a chave de grupo $K_n = g^{s_1 \cdot s_2 \cdot \dots \cdot s_{n-1} \cdot s_n}$. Sendo assim, na segunda etapa, o controlador de grupo inclui sua chave a cada um dos valores intermediários, distribuindo esta informação aos demais. Cada participante, ao recebê-la, calcula a chave de grupo, utilizando o valor intermediário que não possui sua chave secreta, obtendo assim a chave K_n .

As figuras 7 e 8 mostram o funcionamento básico do protocolo de IKA.1, para quatro participantes.

Figura 7: IKA.1 - 1ª Etapa

Figura 8: IKA.1 - 2ª Etapa e Resultado final

3.4.2 IKA.2

O protocolo IKA.2 foi desenvolvido para suprir as necessidades do IKA.1, que necessita de $i + 1$ operações de exponenciação para o participante i . Para um caso em que ocorre um elevado número de participantes, o protocolo IKA.1 perde em eficiência, ainda mais

se os equipamentos utilizados na comunicação forem limitados com relação à capacidade de memória e processamento.

A execução do IKA.2 é similar ao IKA.1, com apenas algumas diferenças, como, por exemplo, o número de etapas, que passou de duas para quatro. Na primeira etapa, os $n-2$ participantes geram suas chaves secretas aleatórias. A cada rodada, um dos participantes recebe um conjunto de chaves do participante anterior, que é composto por um valor que foi calculado com todas as chaves anteriores, e com outros valores intermediários. O participante inclui então sua chave secreta e envia ao próximo participante. Na segunda etapa, o penúltimo participante distribui as chaves recebidas, juntamente com a sua própria chave, para todos os outros. Na terceira etapa, após receber as informações do penúltimo participante, os $n-1$ membros retiram sua chave da informação recebida e enviam o resultado ao último participante. Na quarta etapa, o último participante, controlador do grupo, calcula a chave de sessão (incluindo sua chave também) com este valor recebido e envia aos demais.

As figuras 9, 10 e 11 mostram um exemplo do funcionamento para cinco participantes.

Figura 9: IKA.2 - 1ª Etapa

Figura 10: IKA.2 - 2ª e 3ª Etapas

Apesar de possuírem a vantagem de não necessitarem de sincronismo entre os parti-

Figura 11: IKA.2 - 4ª Etapa e Resultado final

participantes, e permitirem a adição e exclusão de membros, os protocolos de IKA.1 e IKA.2 necessitam de $O(n)$ rodadas, $O(n)$ transmissões e $O(n)$ operações de exponenciação.

3.5 Protocolo de Bresson

Bresson [6, 10] forneceu, em 2001, o primeiro modelo formal de segurança e o primeiro protocolo de estabelecimento de chaves de grupo autenticadas que apresenta demonstrações de segurança. O protocolo de Bresson [10] se baseia nos conceitos dos protocolos de Steiner [26], e utiliza n rodadas para estabelecer uma chave entre um grupo de n usuários. O primeiro trabalho de Bresson [10] mostra um protocolo estático (número de participantes fixo) que é seguro sob a suposição do DDH.

O protocolo é executado em dois estágios sobre o grupo de participantes, que estão dispostos na forma de um anel lógico. O funcionamento é similar ao protocolo IKA.1 [26], como pode ser visto nas figuras 12 e 13 (supondo quatro participantes), mas Bresson [10] não utiliza protocolos auxiliares (para tratamento de adição e exclusão de participantes). Por outro lado, Steiner [26] não utiliza um modelo formal de segurança.

Figura 12: Bresson - Rodadas do 1º Estágio

Figura 13: Bresson - 2º Estágio e Resultado final

Apesar de seu protocolo possuir algumas desvantagens, como a execução do protocolo em n rodadas, e também a necessidade de $O(n)$ transmissões entre os participantes e $O(n)$ exponenciações, Bresson [10] contribuiu para trabalhos futuros com seu modelo formal de segurança, que teve influência, por exemplo, nos estudos de Katz e Yung [20].

3.6 Tabela comparativa

A tabela 1 mostra o desempenho dos protocolos citados neste capítulo, com relação ao número de rodadas, passos de comunicação⁶, operações de exponenciação e número de participantes.

	Rodadas	Passos de Comunic.	Oper. de Expon.	Particip.
Ingemarsson	$n - 1$	n	$O(n)$	n
Burmester e Desmedt	2	$O(n)$	$O(n)$	n
Steiner	$O(n)$	$O(n)$	$O(n)$	n
Bellare	3	$O(1)$	$O(1)$	3
Bresson	n	$O(n)$	$O(n)$	n
Katz e Yung	3	$O(1)$	$O(1)$	n

Tabela 1: Tabela comparativa dos protocolos

A última linha da tabela refere-se ao trabalho de Katz e Yung [20], que será explicado mais adiante. Mas, apenas com as informações acima, já é possível notar um melhor

⁶A transmissão dos dados é feita de forma similar a um esquema de broadcast, ocasionando assim um relevante tráfego na rede, sendo considerado então, para efeito de análise, apenas os passos de comunicação

desempenho deste protocolo em relação aos demais. O protocolo de Bellare [4] chega a possuir o mesmo desempenho, no entanto, é limitado em três participantes.

4 O Modelo de segurança

O modelo de segurança utilizado para o desenvolvimento do protocolo de Katz e Yung [20] é baseado no padrão de Bresson [10], que foi utilizado por ele em um projeto de um protocolo para dois participantes, e que tem sido amplamente utilizado para a análise de protocolos de estabelecimento de chaves de grupo. Abaixo estão citados os principais conceitos que são utilizados neste trabalho.

4.1 Considerações iniciais

Supõe-se, por simplicidade, um tamanho fixo para o conjunto de participantes P , onde $P = U_1, \dots, U_l$. Qualquer subconjunto de P pode decidir por estabelecer uma chave de sessão, sendo que estes subconjuntos podem possuir tamanhos e participantes diferentes. Antes de se estabelecer uma chave de sessão, o protocolo executa primeiramente uma fase de inicialização, durante a qual cada participante U pertencente a P executa um algoritmo $G(1^k)$ para gerar um par de chaves pública/privada (PK_U, SK_U) . Cada participante U armazena SK_U , e o vetor $\langle PK_i \rangle_{1 \leq i \leq |P|}$ é conhecido por todos participantes (e é também conhecido pelo adversário).

4.2 Modelo do Adversário

No mundo real, um protocolo determina como que seus participantes se comportarão para responder aos sinais (mensagens) de seu ambiente. Neste modelo, estes sinais são enviados pelo adversário. Cada participante pode executar o protocolo múltiplas vezes com diferentes parceiros; isto é modelado para permitir a cada participante um número ilimitado de instâncias/solicitações com as quais é executado o protocolo. A instância i do usuário U é definida como sendo Π_U^i . Uma dada instância pode ser utilizada apenas uma vez. Cada instância está relacionada com as seguintes variáveis:

- acc_U^i : utilizada para a verificação de uma mensagem recebida por uma instância, indicando se a execução do protocolo deverá ou não ser abortada (maiores detalhes no capítulo 5).
- sid_U^i : identificador da sessão da instância Π_U^i , na qual é atribuída a concatenação de todas as mensagens enviadas e recebidas por Π_U^i durante a sua execução.

- pid_U^i : identificador do parceiro da instância Π_U^i , contém as identidades dos participantes do grupo com quem Π_U^i pretende estabelecer uma chave de sessão, incluindo o próprio U .
- sk_U^i : armazena o valor da chave de sessão, objetivo principal do protocolo.

Supõe-se que o adversário tem o controle total da comunicação na rede. Uma interação de um adversário com os participantes da rede (mais especificamente, com as várias instâncias) é modelado pelas funções (ou consultas) a seguir.

4.2.1 Funções do Modelo do Adversário:

- $Send(U, i, M)$: Envia a mensagem M para a instância Π_U^i , e mostra a resposta gerada por esta instância. É permitido ao adversário a solicitação de uma nova instância Π_U^i para iniciar o protocolo com os parceiros $U_2, \dots, U_n$ através da chamada $Send(U, i, < U_2, \dots, U_n >)$.
- $Execute(U_1, \dots, U_n)$: Faz a execução do protocolo para as instâncias novas dos participantes $U_1, \dots, U_n$ pertencente a P e retorna a transcrição da execução.
- $Reveal(U, i)$: Mostra a chave de sessão sk_U^i .
- $Corrupt(U)$: Mostra a chave secreta de longo-período⁷ SK_U do participante U .
- $Test(U, i)$: Esta consulta é permitida apenas uma vez (por definição de Bresson [6, 10]), a qualquer momento, durante a execução do adversário. É gerado um bit b aleatório; se $b = 1$, o adversário recebe a sk_U^i , e se $b = 0$ o adversário recebe uma chave de sessão aleatória.

Para um adversário passivo é dado acesso ao $Execute$, $Reveal$, $Corrupt$, e $Test$, enquanto que para um adversário ativo é dado acesso também ao $Send$.

4.3 Sociedade

A sociedade é definida através dos ID's de sessões e através dos ID's de parceiros. As instâncias Π_U^i e Π_U^j são parceiras ou sócias se (1) $pid_U^i = pid_U^j$ e (2) $sid_U^i = sid_U^j$. A definição de sociedade usada neste documento é mais simples que a definição de Bresson [10], pois todas as mensagens são enviadas para todos os outros membros do grupo que participam no protocolo.

⁷Chave secreta de longo-período: chave não atualizada pelos participantes por um tempo relativamente grande, durante uma comunicação.

4.4 Freshness

A definição de "freshness" (nova) está relacionada ao conceito de sigilo no futuro. Uma instância Π_U^i é nova a menos que uma das condições seguintes seja verdadeira (Π_U^j é qualquer instância parceira de Π_U^i): (1) em algum ponto, o adversário consulta $Reveal(U, i)$ ou $Reveal(U, j)$; ou (2) uma consulta $Corrupt(V)$ (com o V pertencente a pid_U^i) foi feita antes de um $Send(U, i, *)$ ou $Send(U, j, *)$.

4.5 Definições de Segurança

Seja o evento $Succ$, que ocorre se o adversário executar $Test$ em uma instância nova e adivinhar corretamente o valor do bit b . A vantagem de um adversário A ao atacar o protocolo P é definida, segundo Bresson [10], como sendo $Adv_{A,P}(k) = |2 \cdot Prob[Succ] - 1|$. O protocolo P é um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo seguro se o mesmo fornecer proteção contra um adversário passivo, e um protocolo P de estabelecimento de chaves de grupo autenticadas é seguro se o mesmo proteger contra um adversário ativo; em ambos os casos, um protocolo é seguro se $Adv_{A,P}(k)$ for desprezível. Define-se como $Adv_P^{KE-fs}(t, q_{ex})$ como sendo a vantagem máxima de qualquer adversário passivo atacando P , executando em tempo t e fazendo q_{ex} chamadas de $Execute$. Similarmente, define-se $Adv_P^{AKE-fs}(t, q_{ex}, q_s)$ como sendo a vantagem máxima de qualquer adversário ativo atacando P , executando em tempo t e fazendo q_{ex} chamadas de $Execute$ e q_s chamadas de $Send$.

4.6 Protocolos sem sigilo no futuro

O trabalho de Katz e Yung [20] tem interesse primeiramente com protocolos que tratam do sigilo no futuro; as definições acima já incorporam este requisito desde que o adversário acesse o $Corrupt$ em cada caso. Entretanto, o compilador pode também ser aplicado para protocolos de estabelecimento de chaves de grupo que não tratam o sigilo no futuro. Para completar, define-se $Adv_P^{KE}(t, q_{ex})$ e $Adv_P^{AKE}(t, q_{ex}, q_s)$ de uma forma análoga à de cima, com a exceção de que o adversário, no primeiro caso, não terá acesso ao $Corrupt$.

4.7 Observações

Embora a definição acima seja padrão para a análise de protocolos de estabelecimento de chaves de grupo, existem restrições que não são tratadas, como, por exemplo, proteção contra as pessoas mal intencionadas, ou participantes que não seguem honestamente o protocolo. Além disso, estas definições não protegem contra ataques de "negação de serviço", porque o modelo permite ao adversário recusar entregar mensagens para qualquer solicitação.

5 Compilador para protocolos de estabelecimento de chaves de grupo

Neste capítulo será mostrado um compilador que transforma qualquer protocolo P , de estabelecimento de chaves de grupo, em um protocolo P' , de estabelecimento de chaves de grupo autenticadas. Com relação a P , é suposto que:

- (1) Cada mensagem enviada por uma instância Π_U^i durante execução de P inclui a identidade do remetente de U assim como um número de seqüência que começa em 1 e é incrementado cada vez que Π_U^i envia uma mensagem (em outras palavras, a j -ésima mensagem enviada por uma instância Π_U^i tem a forma $U|j|m$);
- (2) toda mensagem do protocolo é enviada - via links ponto-a-ponto - para todos os membros do grupo que participam da execução do protocolo (ou seja, Π_U^i envia cada mensagem para todos os usuários em pid_U^i).

Seja $\Sigma = (\text{Gen}, \text{Sign}, \text{Vrfy})$ um esquema de assinatura que é impossível de ser atacado e forjado, e seja $\text{Succ}_\Sigma(t)$ a máxima vantagem de qualquer adversário forjar em tempo t uma nova mensagem/assinatura.

Dado P como citado acima, o compilador constrói o protocolo P' da seguinte maneira:

- 1. Durante a fase de inicialização, cada participante U pertencente a P gera suas chaves de verificação/assinatura (PK'_U, SK'_U) através da execução do gerador $\text{Gen}(1^k)$.
- 2. Sejam $U_1, \dots, U_n$ as identidades (em ordem lexicográfica) de usuários que desejam estabelecer uma chave comum, e $\mu = U_1| \dots | U_n$. Cada usuário U_i escolhe um nonce⁸ r_i aleatório que pertence a $\{0, 1\}^k$ e envia para todos na forma $U_i|0|r_i$ (note que esta mensagem inicia com o número de seqüência "0"). Depois de todos receberem a mensagem inicial das outras partes, cada instância armazena μ e $r_1| \dots | r_n$.
- 3. Os membros do grupo agora executam P com as seguintes mudanças:

Sempre que a instância Π_U^i for transmitir para todos a informação $U|j|m$, ela assina $j|m|\mu|r_1| \dots | r_n$ usando SK'_U para obter a assinatura σ , e envia para todos $U|j|m|\sigma$.

⁸NONCE: Number Used Once. O número escolhido pelo usuário será distinto dos demais.

Quando a instância Π_U^i recebe a mensagem $V|j|m|\sigma$, é checado se: (1) V pertence a pid_U^i , (2) j é o próximo número da seqüência das mensagens de V , e (3) (usando PK'_V) σ é uma assinatura correta de V em $j|m|U|r_1|\dots|r_n$. Se qualquer uma destas verificações estiver incorreta, Π_U^i aborta a execução do protocolo e atribui $acc_U^i = \text{FALSE}$ e $sk_U^i = \text{NULL}$. Caso contrário, Π_U^i continua através de P a receber a mensagem $V|j|m$.

- 4. Cada instância não-abortada calcula a chave de sessão como em P .

5.1 Teorema 1

Teorema 1. Se P é um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo seguro (com sigilo no futuro), então P' dado pelo compilador acima é um protocolo de estabelecimento de chaves autenticadas de grupo seguro (com sigilo no futuro), onde:

$$Adv_{P'}^{AKE-fs}(t, q_{ex}, q_s) \leq (q_{ex} + q_s) \cdot Adv_P^{KE-fs}(t, 1) + |P| \cdot Succ_\Sigma(t) + (q_s^2 + \frac{2q_{ex}q_s + |P|q_{ex}^2}{2^{k+1}})$$

Demonstração. Dado um adversário ativo A' atacando P' , será montada uma situação de um adversário passivo A atacando P onde A faz apenas um simples *Execute*; relacionando as probabilidades de sucesso de A' e A obtém-se o resultado.

Antes de descrever A , serão definidos os eventos *Forge* e *Repeat*, e suas respectivas probabilidades de ocorrência. Seja *Forge* o evento que gera para A' uma nova e válida mensagem/assinatura relacionada à chave pública PK'_U de algum participante U pertencente a P antes de rodar *Corrupt*(U), e seja $Prob[\text{Forge}]$ denotado por $Pr_{A',P}[\text{Forge}]$. Usando A' , é possível construir um algoritmo F que forja uma assinatura respeitando o esquema de assinatura Σ : dado uma chave pública PK , F escolhe de forma aleatória um participante U pertencente a P , sendo $PK'_U = PK$, e gera todas as outras chaves públicas e privadas para o sistema. F , então, simula as consultas de A' de uma forma natural (acessando sua assinatura quando necessário); este resultado é uma simulação perfeita a menos que A' execute o *Corrupt*(U). Se isto ocorrer, F simplesmente aborta. Por outro lado, se A' sempre gerar um novo e válido par (mensagem/assinatura) respeitando $PK'_U = PK$, então F gera este par como sua falsificação. A probabilidade de sucesso de F é exatamente $Prob[\text{Forge}]/|P|$; isto imediatamente implica que

$$Prob[\text{Forge}] \leq |P| \cdot Succ_\Sigma(t)$$

Seja *Repeat* um evento que é utilizado duas vezes por um participante em particular; ou seja, existe um participante $U \in P$ e $i, j (i \neq j)$ tal que o nonce utilizado pela instância Π_U^i é igual ao nonce utilizado pela instância Π_U^j . O "Lema do aniversário" mostra que

$Prob[Repeat] \leq \frac{|P|(q_{ex}+q_s)^2}{2^{k+1}}$, desde que cada $U \in P$ escolha mais de $(q_{ex} + q_s)$ nonces de $\{0, 1\}^k$. Uma análise mais cuidadosa de fato mostra que

$$Prob[Repeat] \leq \frac{q_s^2 + 2q_{ex}q_s + |P|q_{ex}^2}{2^{k+1}}$$

Baseado nestas definições acima, é construído o adversário passivo A atacando o protocolo P . Sabe-se que, como parte da atribuição inicial, ao adversário são dadas as chaves públicas $\{PK_U\}_{U \in P}$ se algo estiver definido como parte do protocolo P . Inicialmente, temos A obtendo todas as chaves secretas $\{SK_U\}_{U \in P}$ usando múltiplos *Corrupt's*. Em seguida, A executa $Gen(1^k)$ para gerar as chaves (PK'_U, SK'_U) para cada $U \in P$; o conjunto de chaves públicas $\{PK'_U, PK_U\}_{U \in P}$ é então dado para A' . Sendo assim, agora A executa A' , simulando as consultas de A' conforme descrito baixo.

Seja $Q = q_{ex} + q_s$ o número total de *Execute's* e *Send's* chamados por A' . A escolhe um $\alpha \in 1, \dots, Q$ representando uma sugestão para que uma chamada *Send/Execute* de A' ative a instância quando A' executar *Test*. Para a α -ésima sugestão de A' , têm-se A respondendo através de um *Execute*, obtendo uma cópia de uma execução de P , modificando esta cópia para obter uma cópia válida para P' , e então retornando uma resposta apropriada para A' . Para qualquer outra consulta *Send/Execute* de A' , têm-se A respondendo diretamente através da execução do protocolo P' ; note que A pode fazer isto desde que tenha as chaves secretas para todos os participantes. A aborta e gera um bit aleatório se sua sugestão estiver incorreta, ou se os eventos *Forge* ou *Repeat* ocorrerem. Por outro lado, A gera qualquer bit que é gerado por A' .

Seja $Good = \overline{Forge} \wedge \overline{Repeat}$ e $Bad = \overline{Good}$, e lembrando que $Q = q_{ex} + q_s$ representa o número total de consultas *Send/Execute* executadas por A' , calcula-se então a seguinte probabilidade:

$$\begin{aligned} & 2 \cdot |Pr_{A,P}[Succ] - \tfrac{1}{2}| = \\ &= 2 \cdot |Pr_{A',P'}[Succ \wedge Guess \wedge Good] + \tfrac{1}{2}Pr_{A',P'}[\overline{Guess} \vee Bad] - \tfrac{1}{2}| = \\ &= 2 \cdot |\tfrac{1}{Q}Pr_{A',P'}[Succ \wedge Good] + \tfrac{1}{2}Pr_{A',P'}[Bad] + \tfrac{1}{2}Prob[\overline{Guess}|\overline{Bad}]Pr_{A',P'}[Bad] - \tfrac{1}{2}| = \\ &= 2 \cdot |\tfrac{1}{Q}Pr_{A',P'}[Succ] - \tfrac{1}{Q}Pr_{A',P'}[Succ \wedge Bad] + \tfrac{1}{2}Pr_{A',P'}[Bad] + \tfrac{1}{2}(\tfrac{Q-1}{Q})(1 - Pr_{A',P'}[Bad]) - \tfrac{1}{2}| = \\ &\geq \tfrac{1}{Q} \cdot |2 \cdot Pr_{A',P'}[Succ] - 1| - \tfrac{1}{Q}|2 \cdot Pr_{A',P'}[Succ \wedge Bad] - Pr_{A',P'}[Bad]|. \end{aligned}$$

Desde que, por suposição, $2|Pr_{A,P}[Succ] - \tfrac{1}{2}| \leq Q \cdot Adv_P^{KE-fs}(t, 1)$, temos:

$$Adv_{P'}^{AKE-fs}(t, q_{ex}, q_s) \leq Q \cdot Adv_P^{KE-fs}(t, 1) + Pr_{A',P'}[Forge] + Prob[Repeat]$$

obtendo assim a declaração do teorema. ■

O teorema acima é um resultado genérico da aplicação do compilador sobre o protocolo arbitrário de estabelecimento de chaves de grupo P . Para protocolos específicos, uma melhor análise de segurança, mais precisa inclusive, pode ser obtida. Além disso, o compilador acima também é aplicado em protocolos de estabelecimento de chaves que não tratam do sigilo no futuro, conforme definição do teorema abaixo.

5.2 Teorema 2

Teorema 2. Se P é um protocolo seguro de estabelecimento de chaves de grupo (sem sigilo no futuro), então P' dado pelo compilador acima é um protocolo autenticado e seguro de estabelecimento de chaves de grupo (sem sigilo no futuro). Ou seja:

$$Adv_{P'}^{AKE}(t, q_{ex}, q_s) \leq Adv_P^{KE}(t, q_{ex} + q_s) + |P| \cdot Succ_{\Sigma}(t) + \frac{q_s^2 + 2q_{ex}q_s + |P|q_{ex}^2}{2^{k+1}}$$

A demonstração deste teorema é bem similar à do Teorema 1. Ela encontra-se na página 14 do artigo "*Scalable Protocols for Authenticated Group Key Exchange*", agosto de 2003, de Jonathan Katz e Moti Yung [20].

6 Um protocolo de estabelecimento de chaves de grupo

Seja G qualquer grupo cíclico finito de uma sequência de primos q (por exemplo, seja p, q primos, tal que $p = \beta q + 1$, onde β é um fator de distância entre p e q ; considera-se como sendo G o sub-grupo de ordem q em Z_p^*), e seja g um gerador arbitrário de G . Define-se $Adv_G^{ddh}(t)$ como sendo o valor máximo entre todos os adversários A rodando em tempo t , de:

$$|Prob[x, y \leftarrow Z_q : A(g, g^x, g^y, g^{xy}) = 1] - Prob[x, y, z \leftarrow Z_q : A(g, g^x, g^y, g^z) = 1]|$$

Considera-se que a suposição de DDH é válida em G se $Adv_G^{ddh}(t)$ é razoavelmente "pequena" para valores de t .

Em seguida será descrito um eficiente protocolo de estabelecimento de chaves de grupo de duas rodadas cuja segurança é baseada na suposição de DDH em G . Aplicando o compilador do capítulo anterior neste protocolo, obtém-se um eficiente protocolo de estabelecimento de chaves de grupo autenticada, contendo três rodadas. Este protocolo é praticamente o mesmo desenvolvido por Burmester e Desmedt [12], exceto quando supõe-se que G é um grupo cíclico finito de uma sequência de primos, os quais validam a suposição de DDH.

Como exigência do compilador do capítulo anterior, este protocolo garante que os participantes enviam todas as mensagens para todos os membros do grupo via multi-ponto. Neste protocolo P , não são requisitadas chaves públicas mas, por simplicidade, supõe-se que existe um grupo G e um gerador $g \in G$ conhecido por toda a rede. Percebe-se que esta suposição pode evitar um gasto adicional de uma rodada em que o primeiro participante simplesmente gera e transmite esses valores. Quando n participantes $U_1, \dots, U_n$ desejam gerar uma chave de sessão, eles seguem o procedimento abaixo (os índices são tomados do módulo n de modo que o participante U_0 é U_n e o participante U_{n+1} é U_1):

- Rodada 1. Cada participante U_i escolhe um aleatório $r_i \in Z_q$ e transmite $z_i = g^{r_i}$.
- Rodada 2. Cada participante U_i transmite $X_i = \left(\frac{z_{i+1}}{z_{i-1}} \right)^{r_i}$.

- Geração da Chave. Cada participante U_i calcula sua chave de sessão da seguinte maneira:

$$K_i = (z_{i-1})^{nr_i} \cdot X_i^{n-1} \cdot X_{i+1}^{n-2} \cdot \dots \cdot X_{i-2}$$

Percebe-se que todos os participantes obtêm a mesma chave de sessão $g^{r_1 r_2 + r_2 r_3 + \dots + r_n r_1}$. As identidades do remetente e os números da seqüência não são incluídos explicitamente como é requerido pelo compilador do capítulo anterior; entretanto, é fácil de se modificar o protocolo para incluir esta informação. Cada participante calcula apenas três exponenciações, uma vez que, na prática, n é muito menor que q .

As figuras 14, 15 e 16 mostram o funcionamento do protocolo conforme o procedimento citado acima:

Figura 14: Katz e Yung - 1ª Rodada

Figura 15: Katz e Yung - 2ª Rodada

6.1 Teorema 3

Teorema 3. O protocolo P é um protocolo seguro de estabelecimento de chaves de grupo que trata o sigilo no futuro. Ou seja:

$$\begin{aligned}
& K_1 = z_4^{4 \cdot r_1} \cdot X_1^3 \cdot X_2^2 \cdot X_3^1 = z_4^{4r_1} \cdot \left(\frac{z_2}{z_4} \right)^{3r_1} \cdot \left(\frac{z_3}{z_1} \right)^{2r_2} \cdot \left(\frac{z_4}{z_2} \right)^{r_3} = g^{r_1 r_2 + r_2 r_3 + r_3 r_4 + r_4 r_1} \\
& \textcircled{U_1} \\
& K_2 = z_1^{4 \cdot r_2} \cdot X_2^3 \cdot X_3^2 \cdot X_4^1 = g^{r_1 r_2 + r_2 r_3 + r_3 r_4 + r_4 r_1} \\
& \textcircled{U_2} \\
& K_3 = z_2^{4 \cdot r_3} \cdot X_3^3 \cdot X_4^2 \cdot X_1^1 = g^{r_1 r_2 + r_2 r_3 + r_3 r_4 + r_4 r_1} \\
& \textcircled{U_3} \\
& K_4 = z_3^{4 \cdot r_4} \cdot X_4^3 \cdot X_1^2 \cdot X_2^1 = g^{r_1 r_2 + r_2 r_3 + r_3 r_4 + r_4 r_1} \\
& \textcircled{U_4}
\end{aligned}$$

Figura 16: Katz e Yung - Chave de sessão obtida

$$Adv_P^{KE-fs}(t, q_{ex}) \leq 4 \cdot Adv_G^{ddh}(t)$$

Demonstração. Seja $\varepsilon(t) = Adv_G^{ddh}(t)$. Por simplicidade, será mostrada uma demonstração para o caso em que um adversário executa apenas um único Execute, e obtendo-se $Adv_P^{KE-fs}(t, 1) \leq 2|P|\varepsilon(t)$. Isto é o suficiente para se aplicar o Teorema 1, e também permite que $Adv_P^{KE-fs}(t, q_{ex}) \leq 2q_{ex}|P|(t)$.

Supondo, então, que um adversário A está executando um simples Execute($U_1, \dots, U_n$). A distribuição de T e o resultado da chave de sessão sk é dado por:

$$Real \stackrel{def}{=} \left[\begin{array}{l} r_1, \dots, r_n \leftarrow Z_q; \quad z_1 = g^{r_1}, z_2 = g^{r_2}, \dots, z_n = g^{r_n} \\ X_1 = \frac{g^{r_2 r_1}}{g^{r_n r_1}}, X_2 = \frac{g^{r_3 r_2}}{g^{r_1 r_2}}, \dots, X_n = \frac{g^{r_1 r_n}}{g^{r_{n-1} r_n}} \\ T = (z_1, \dots, z_n, X_1, \dots, X_n) \\ sk = (g^{r_1 r_2})^n \cdot (X_2)^{n-1} \dots X_n \end{array} : (T, sk) \right]$$

Considerando agora a seguinte distribuição modificada:

$$Fake_1 \stackrel{def}{=} \left[\begin{array}{l} w_{1,2}, r_1, \dots, r_n \leftarrow Z_q; \quad z_1 = g^{r_1}, z_2 = g^{r_2}, \dots, z_n = g^{r_n} \\ X_1 = \frac{g^{w_{1,2}}}{(g^{r_1})^{r_n}}, X_2 = \frac{(g^{r_2})^{r_3}}{g^{w_{1,2}}}, \dots, X_n = \frac{(g^{r_1})^{r_n}}{g^{r_{n-1} r_n}} \\ T = (z_1, \dots, z_n, X_1, \dots, X_n) \\ sk = (g^{w_{1,2}})^n \cdot (X_2)^{n-1} \dots X_n \end{array} : (T, sk) \right]$$

Baseando-se na definição do início deste capítulo, para qualquer algoritmo A' executado em tempo t , tem-se que:

$$|Prob[(T, sk) \leftarrow Real : A'(T, sk) = 1] - Prob[(T, sk) \leftarrow Fake_1 : A'(T, sk) = 1]| \leq \varepsilon(t)$$

Em seguida será acrescentada a seguinte modificação:

$$Fake_2 \stackrel{def}{=} \left[\begin{array}{l} w_{1,2}, w_{2,3}, r_1, \dots, r_n \leftarrow Z_q; \quad z_1 = g^{r_1}, z_2 = g^{r_2}, \dots, z_n = g^{r_n} \\ X_1 = \frac{g^{w_{1,2}}}{g^{r_1 r_n}}, X_2 = \frac{g^{w_{2,3}}}{g^{w_{1,2}}}, \dots, X_n = \frac{g^{r_1 r_n}}{g^{r_{n-1} r_n}} \\ T = (z_1, \dots, z_n, X_1, \dots, X_n) \\ sk = (g^{w_{1,2}})^n \cdot (X_2)^{n-1} \dots X_n \end{array} : (T, sk) \right]$$

onde, outra vez, a definição inicial mostra que:

$$|Prob[(T, sk) \leftarrow Fake_1 : A'(T, sk) = 1] - Prob[(T, sk) \leftarrow Fake_2 : A'(T, sk) = 1]| \leq \varepsilon(t).$$

Seguindo o raciocínio acima, obtem-se a seguinte distribuição:

$$Fake_n \stackrel{def}{=} \left[\begin{array}{l} w_{1,2}, w_{2,3}, \dots, w_{n-1,n}, w_{n,1}, r_1, \dots, r_n \leftarrow Z_q \\ X_1 = \frac{g^{w_{1,2}}}{g^{w_{n,1}}}, X_2 = \frac{g^{w_{2,3}}}{g^{w_{1,2}}}, \dots, X_n = \frac{g^{w_{n,1}}}{g^{w_{n-1,n}}} \\ T = (z_1, \dots, z_n, X_1, \dots, X_n) \\ sk = (g^{w_{1,2}})^n \cdot (X_2)^{n-1} \dots X_n \end{array} : (T, sk) \right]$$

tal que, para qualquer A' executando em tempo t obtém-se:

$$|Prob[(T, sk) \leftarrow Real : A'(T, sk) = 1] - Prob[(T, sk) \leftarrow Fake_n : A'(T, sk) = 1]| \leq n \cdot \varepsilon(t) \quad (1)$$

Em $Fake_n$, os valores $w_{1,2}, \dots, w_{n,1}$ são restritos por T de acordo com as seguintes n equações:

$$\begin{aligned}
\log_g X_1 &= w_{1,2} - w_{n,1} \\
&\vdots \\
\log_g X_n &= w_{n,1} - w_{n-1,n}
\end{aligned}$$

das quais apenas $n - 1$ destas são linearmente independentes. Além disso, sk pode ser expresso por $g^{w_{1,2} + w_{2,3} + \dots + w_{n,1}}$; equivalentemente, tem-se que:

$$\log_g sk = w_{1,2} + w_{2,3} + \dots + w_{n,1}$$

Desde que a equação final seja linearmente independente do conjunto de equações acima, o valor de sk é independente de T . Isto implica que, para qualquer adversário A :

$$\text{Prob}[(T, sk_0) \leftarrow \text{Fake}_n; sk_1 \leftarrow G; b \leftarrow 0, 1 : A(T, sk_b) = b] = \frac{1}{2}$$

que, combinada com a Equação (1) e o fato de que $n \leq |P|$, permite que o resultado desejado seja $\text{Adv}_P^{KE-fs}(t, 1) \leq 2|P|\varepsilon(t)$. ■

6.2 Exemplo

A seguir, é mostrado um exemplo prático da aplicação do protocolo citado neste capítulo. Seja uma empresa F_1 qualquer, que pretende fazer o fechamento de estoque de todas as suas filiais F_2 , F_3 e F_4 , mas que, para isto, precisa se comunicar com elas através de uma rede pública totalmente insegura. A empresa sede e suas filiais compartilham suas informações através de um algoritmo de criptografia C de chave secreta sk , que é totalmente seguro contra invasores. Mas, para que todos possam se comunicar, é preciso estabelecer uma chave secreta, sem correr o risco de algum intruso descobri-la. Para isto, F_1 e suas filiais utilizam o protocolo P , de estabelecimento de chaves de grupo de Katz e Yung [20], que estabelece uma chave de sessão secreta conforme as figuras 17, 18 e 19 (F_1 , F_2 , F_3 e F_4 obtiveram na 1ª rodada os números aleatórios r_1 , r_2 , r_3 e r_4 respectivamente):

Lembrando que, a cada rodada, toda mensagem é assinada antes de ser enviada por um usuário, e para cada mensagem recebida é verificada esta assinatura, garantindo a segurança do sistema contra intrusos.

Ao final de sua execução, P estabeleceu para F_1 , F_2 , F_3 e F_4 a chave $K_4 = 2^{24}$, que será utilizada em C para a estabelecimento de informações de fechamento de estoque, de forma segura.

Figura 17: Exemplo - 1ª Rodada

Figura 18: Exemplo - 2ª Rodada

$$\begin{aligned}
\textcircled{F_1} \quad K_4 &= Z_4^{4 \cdot S_1} \cdot X_1^3 \cdot X_2^2 \cdot X_3^1 = 2^1 6 \cdot \left(\frac{1}{4}\right)^3 \cdot (16)^2 \cdot (64)^1 = 2^{24} \\
\textcircled{F_2} \quad K_4 &= Z_1^{4 \cdot S_2} \cdot X_2^3 \cdot X_3^2 \cdot X_4^1 = 2^8 \cdot 16^3 \cdot 64^2 \cdot \frac{1}{2^8} = 2^{24} \\
\textcircled{F_3} \quad K_4 &= Z_2^{4 \cdot S_3} \cdot X_3^3 \cdot X_4^2 \cdot X_1^1 = 2^{24} \cdot 2^{18} \cdot \frac{1}{2^{16}} \cdot \frac{1}{2^2} = 2^{24} \\
\textcircled{F_4} \quad K_4 &= Z_3^{4 \cdot S_4} \cdot X_4^3 \cdot X_1^2 \cdot X_2^1 = 2^{48} \cdot \frac{1}{2^{24}} \cdot \frac{1}{2^4} \cdot 2^4 = 2^{24}
\end{aligned}$$

Figura 19: Exemplo - Chave de sessão obtida

7 Ferramentas e metodologias utilizadas

Para a implementação do protocolo, foram utilizadas algumas ferramentas que auxiliaram no desenvolvimento dos algoritmos, e que contribuíram para uma melhor análise de desempenho.

Será descrita, inicialmente, a plataforma e a linguagem de programação utilizada, juntamente com a descrição dos dados de entrada e saída. Por fim, serão citadas as bibliotecas MPI e GMP, que são ferramentas para comunicação e suporte de números grandes, respectivamente.

7.1 Hardware e Dados de Entrada e Saída

A implementação e os resultados apresentados nos capítulos seguintes foram obtidos através de um computador AMD Duron 1200MHz, com 128Mb de memória RAM, executando o sistema operacional Windows Me. Foi utilizada a linguagem ANSI C para o desenvolvimento dos algoritmos, com o compilador LCC Win32 versão 3.3 (para o programa auxiliar, que faz a visualização dos resultados obtidos pelo protocolo, foi utilizada a linguagem C++, com o compilador C++ Builder versão 6.0).

Como parâmetros de entrada, temos o tipo de comunicação (local ou em rede) e o número de processos participantes.

Para as informações de saída, além da chave de sessão obtida, é gerado um arquivo texto com a chave sessão gerada para cada processo e um outro arquivo texto com dados estatísticos levantados durante a execução que poderão ser usados em algum programa que visualize graficamente estas informações. Estes dados estatísticos (Quantidade de Mensagens, exponenciações e tempo de execução) são mostrados em tela ao final da execução do protocolo, juntamente com a chave de sessão obtida.

7.1.1 Tamanho dos Módulos

Para que se pudesse obter resultados mais expressivos durante a análise do protocolo implementado, foi fixado um módulo com um valor suficientemente grande para a execução do protocolo com até cinqüenta e cinco participantes. O tamanho do módulo a ser utilizado pode ser facilmente alterado para que se possa obter chaves de sessão de, por exemplo, 768, 1024 e 2048 bits, para uma aplicação mais específica deste protocolo.

7.1.2 Medidas de desempenho

Para que se pudesse analisar o desempenho do protocolo de Katz e Yung, foram feitas medidas em cima da quantidade de mensagens trocadas entre os processos, do número de exponenciações, e também do tempo de execução, embora este último esteja relacionado com o desempenho do equipamento utilizado (processador, memória e Sistema Operacional), que influenciam diretamente no mesmo. Além disso, deve se levar em consideração o desempenho das bibliotecas utilizadas (MPI e GMP), que também são fatores que influenciaram diretamente nas medidas obtidas.

7.2 MPI - Message Passing Interface

O modelo de Message Passing é um conjunto de processos que possuem acesso à memória local. As informações são enviadas da memória local do processo para a memória local do processo remoto.

A comunicação dos processos é baseada no envio e recebimento de mensagens.

A transferência dos dados entre os processos requer operações de cooperação entre cada processo de forma que uma operação de envio consiga casar com uma operação de recebimento.

O MPI (Message Passing Interface) é uma biblioteca de Message Passing desenvolvida para ambientes de memória distribuída, máquinas paralelas massivas, NOWs (network of workstations) e redes heterogêneas.

O MPI define um conjunto de rotinas para facilitar a comunicação (troca de dados e sincronização) entre processos paralelos.

A biblioteca MPI é portátil para qualquer arquitetura, tem aproximadamente 125 funções para programação e ferramentas para se analisar a performance. Ela possui rotinas para programas em Fortran 77 e ANSI C, portanto pode ser usada também para Fortran 90 e C++. Os programas são compilados e linkados à biblioteca MPI.

Para a implementação do protocolo foi utilizada a WMPI versão 1.1, que é uma biblioteca padrão de Message Passing [22] para plataformas Windows.

7.3 GMP - GNU Multiple Precision Arithmetic

A biblioteca GMP, desenvolvida pela GNU Lesser General Public License [18], permite que sejam implementados algoritmos em C/C++ que exigem ou que necessitem trabalhar com números grandes, ou seja, módulos de 768, 1024 e 2048 bits, por exemplo. Esta biblioteca foi escolhida para ser utilizada na implementação pelo fato de possuir as seguintes características:

- (1) Possui distribuição gratuita pela GNU Lesser General Public Licence [18];
- (2) Permite a utilização de números de tamanhos ilimitados (ou limitados somente pela quantidade de memória disponível na máquina);

- (3) Possui uma grande quantidade de funções, entre elas, funções de teoria de números;
- (4) As funções apresentam bom desempenho tanto para números pequenos quanto para números grandes;
- (5) Muito utilizadas em aplicações que envolvem algoritmos de criptografia, álgebra computacional e sistemas algébricos;
- (6) Atualizada e aprimorada constantemente pelos seus desenvolvedores, desde sua criação, em 1991.

Abaixo estão algumas das principais funções (e suas respectivas descrições) que pertencem à biblioteca GMP, entre elas algumas utilizadas na implementação do protocolo:

- **void mpz_init (mpz_t var)** - inicia a variável *var*, atribuindo a ela o valor 0.
- **void mpz_init_set_ui (mpz_t var, unsigned long op)** - inicia a variável *var*, atribuindo da variável *op* de tipo unsigned long.
- **void mpz_set (mpz_t var, mpz_t op)** - associa o valor de *op* à variável já iniciada *var*.
- **void mpz_set_ui (mpz_t var, unsigned long op)** - associa o valor de uma variável do tipo unsigned long à já iniciada variável *var*.
- **void mpz_set_str (mpz_t var, char *str, int base)** - converte o valor da string *str* em um inteiro *mpz_t* na base *base* e armazena o resultado em *var*.
- **void mpz_get_str (char *str, int base, mpz_t var)** - converte o valor da variável *var* para uma string na base *base* e armazena o resultado em *str*.
- **void mpz_add (mpz_t var, mpz_t op1, mpz_t op2)** - armazena na variável *var* o valor de $op1 + op2$.
- **void mpz_add_ui (mpz_t var, mpz_t op1, unsigned long op2)** - armazena na variável *var* o valor de $op1 + op2$.
- **void mpz_sub (mpz_t var, mpz_t op1, mpz_t op2)** - armazena na variável *var* o valor de $op1 - op2$.
- **void mpz_sub_ui (mpz_t var, mpz_t op1, unsigned long op2)** - armazena na variável *var* o valor de $op1 - op2$.
- **void mpz_mul (mpz_t var, mpz_t op1, mpz_t op2)** - armazena na variável *var* o valor de $op1 * op2$.
- **void mpz_mul_ui (mpz_t var, mpz_t op1, unsigned long op2)** - armazena na variável *var* o valor de $op1 * op2$.

- **void mpz_mod (mpz_t var, mpz_t op1, mpz_t op2)** - Armazena na variável *var* o valor de $op1 \bmod op2$.
- **void mpz_mod_ui (mpz_t var, mpz_t op1, unsigned long op2)** - Armazena na variável *var* o valor de $op1 \bmod op2$.
- **void mpz_pow_ui (mpz_t var, mpz_t op1, unsigned long op2)** - Armazena na variável *var* o valor de $op1^{op2}$, onde *op2* é do tipo unsigned long.
- **void mpz_powm (mpz_t var, mpz_t op1, mpz_t op2, mpz_t op3)** - Armazena na variável *var* o valor de $op1^{op2} \bmod op3$.
- **int mpz_invert (mpz_t var, mpz_t op1, mpz_t op2)** - Armazena em *var* a inversa de *op1* módulo *op2*. Utiliza para isso o algoritmo de Euclides Estendido.
- **void mpz_gcd (mpz_t var, mpz_t op1, mpz_t op2)** - Armazena na variável *var* o máximo divisor comum de *op1* e *op2*.
- **int mpz_probab_prime_p (mpz_t var, int op1)** - Retorna 2 se *var* é primo, 1 se *var* é um provável primo, ou 0 se composto. Utiliza o teste probabilístico de Miller-Rabin. O número de testes a serem feitos são controlados por *op1*.
- **int mpz_cmp (mpz_t op1, mpz_t op2)** - Compara *op1* com *op2*. Retorna um número positivo se $op1 > op2$, negativo se $op1 < op2$ e zero caso $op1 = op2$.

As funções acima apresentadas atuam apenas com operandos inteiros. Também foram utilizadas na implementação funções que utilizam operandos fracionários (numerador/denominador), que são similares às funções citadas acima.

Para a implementação do protocolo, foi utilizada a versão 4.1.2 desta biblioteca.

8 Implementação e Análise

Neste capítulo será mostrado de que forma o protocolo de Katz e Yung [20] foi implementado e analisado. Basicamente, durante toda a implementação e durante toda a análise foram utilizadas as ferramentas citadas no capítulo anterior.

8.1 Conceitos gerais

Basicamente, a nossa implementação recebe de um arquivo de entrada passado como parâmetro o número de processos que estarão participando de uma comunicação coletiva. Este arquivo pode ser facilmente alterado pelo usuário responsável por executar o protocolo. O nome do arquivo é informado através da linha de comando (Maiores detalhes serão vistos ainda neste capítulo). Com esta informação, é alocada memória para cada processo participante, e é calculada a chave de sessão, que é então repassada para todos os processos ao final da execução. Com esta chave, os processos poderão então se comunicar através de um sistema de criptografia de chave simétrica.

8.1.1 Geração das Informações para a Análise

O protocolo gera também dois arquivos de saída: um deles, criado com o nome "pkchaves.txt", que armazena o valor de todas as chaves de sessão calculadas para cada processo participante, e o outro, criado com o nome "result.txt", armazena informações estatísticas (número de processos participantes, total de mensagens enviadas, total de mensagens recebidas, total de exponenciações e tempo gasto), separadas umas das outras por vírgula. A cada execução do protocolo, estes dois arquivos são atualizados, concatenando todas as informações já gravadas, ou seja, sem recriar o arquivo. Desta forma, o arquivo "result.txt", por exemplo, pode ser usado para se montar uma tabela com informações de várias execuções para diferentes números de participantes, obtendo dados estatísticos gerados pelo próprio protocolo.

8.1.2 Visualização das Informações para a Análise

Para a visualização dos resultados, foi implementado um programa auxiliar - PKRes.exe - que recebe como entrada o arquivo "result.txt", lendo todas as informações obtidas pelo

protocolo e convertendo-as para uma tabela e para um gráfico. Este programa tem como principal objetivo facilitar a análise de desempenho do protocolo de Katz e Yung, fornecendo informações dos principais pontos da implementação.

Pelo fato de ser um aplicativo específico para a análise da execução do protocolo em uma plataforma Windows, o programa PKRes foi implementado com outro compilador, o C++Builder, que permite a criação de um ambiente gráfico, executado dentro do Windows, diferentemente do programa que executa o protocolo, que possui um ambiente de console (DOS).

8.2 Implementação do Protocolo

Por se tratar de uma implementação didática, voltada para a análise de funcionamento e desempenho, certas parametrizações - que poderiam ser definidas em tempo de execução pelo usuário - foram fixadas com valores compatíveis para o esquema de testes utilizado. Entre eles, estão o tamanho do módulo e o número de processos participantes. Além destes dois, também têm os dois arquivos de saída, que são especificamente criados objetivando informar apenas o que exatamente foi gerado pelo protocolo. Em uma situação real, estes arquivos não existiriam.

Outro detalhe da implementação é a não utilização de uma ferramenta visual, sendo gerado um aplicativo de console, ou seja, sem recursos gráficos. O principal motivo de se implementar o protocolo desta maneira é a portabilidade da compilação e da "ligação" do código, que pode ser migrado, sem muitas dificuldades, de uma plataforma Windows para uma plataforma Unix/Linux.

8.3 Execução do Protocolo

Para que fosse possível analisar o desempenho e os recursos de uma forma mais abrangente, o protocolo foi executado mais de uma vez, sendo que, a cada nova execução, o número de participantes era incrementado. Inicialmente, o protocolo foi executado para dois participantes, em seguida, foi executado para três, quatro e cinco. Após a execução do protocolo para cinco participantes, o número de participantes passou a ser incrementado de cinco em cinco, até chegar aos cinquenta e cinco processos participantes, montando assim um arquivo de saída com dados estatísticos suficientemente consistentes para que fosse possível gerar uma tabela e um gráfico das informações obtidas. De imediato, o arquivo de saída "pkchaves.txt" serviu principalmente para verificar se todos os participantes receberam uma chave de sessão de mesmo valor.

Inicialmente, o protocolo lê o arquivo de entrada passado como parâmetro na linha de comando e inicializa a biblioteca MPI, que alocará o número de processos necessários, conforme a parametrização informada no conteúdo do arquivo. A figura 20 ilustra um exemplo de um arquivo que indica que quatro processos estarão participando da execução do protocolo (o termo "local" indica que todos os processos estarão sendo executados

Figura 20: Execução do Protocolo - Arquivo de parametrização

localmente em um mesmo computador). Uma vez iniciada, a interface da comunicação paralela (MPI) já permite que sejam enviadas mensagens entre os processos participantes. Na figura 21, percebe-se que esta comunicação estará começando.

Em seguida, é gerada a chave de sessão para os processos, seguindo os passos do algoritmo criado por Katz e Yung. Por motivos de simplicidade, foram utilizadas funções pré-definidas pela biblioteca GMP para gerar os números aleatórios de cada processo durante a fase de inicialização. Quanto ao esquema de assinatura, foram implementadas as funções de geração e verificação de assinaturas baseando-se nos conceitos do algoritmo ElGamal de assinatura. Durante a geração da chave de sessão, são contabilizadas algumas estatísticas relevantes para a análise do protocolo ao final da execução. A figura 22 mostra que a chave de sessão já foi obtida, ou seja, já estão sendo gerados então os arquivos de resultados e das chaves. Por fim, ao gravar as informações nos arquivos de saída, são impressas em tela as estatísticas calculadas, finalizando a execução (figura 23).

Deve-se ressaltar que o protocolo foi implementado com o intuito de se levantar o maior número de informações relevantes possível, a fim de se estudar de uma forma

Figura 21: Execução do Protocolo - Reconhecimento do número de participantes

mais detalhada, ou seja, em uma situação real, a maioria destas informações não são mostradas, por motivos de segurança e privacidade. Além disso, este protocolo deve ser implementado de tal forma que a chave de sessão seja encaminhada diretamente para o sistemas de criptografia simétrica, que passará a garantir a segurança da informação trocada entre os processos.

8.4 Análise dos Resultados Obtidos

Para que fosse possível estudar de uma forma mais detalhada o funcionamento do protocolo, foram incluídas medidas estatísticas no meio do código implementado, cujos resultados destas foram gravados nos dois arquivos de saída: o "pkchaves.txt" e o "result.txt".

Estes dois arquivos são criados pelo programa de tal forma que, a cada execução do protocolo, sejam concatenadas as informações novas com as informações já gravadas. Por exemplo, as figuras 24 e 25 mostram o conteúdo dos arquivos depois da primeira execução do protocolo, e as figuras 26 e 27 mostram o conteúdo após mais de uma execução.

Através da leitura do conteúdo do arquivo "result.txt", que armazenava as informações de todas as execuções feitas durante os testes de execução do protocolo implementado (indo desde a execução do protocolo para dois processos participantes até a execução

Figura 22: Execução do Protocolo - Cálculo da Chave de Sessão

para cinquenta e cinco processos), é possível montar um gráfico de desempenho em cima do tempo de execução (Número de participantes x Tempo), conforme mostra a figura 28. Este gráfico, construído com informações do arquivo "result.txt" através de um aplicativo do Microsoft Word para gerar gráficos (os dados foram incluídos manualmente), serve para facilitar a visualização do desempenho do protocolo de Katz e Yung, embora este desempenho esteja relacionado diretamente com o desempenho do processador e com as limitações de memória da máquina utilizada durante a fase de testes, ou seja, a linha de tempo obtida nesta situação é totalmente relativa, uma vez que, utilizando um processador melhor e uma quantidade maior de memória, é possível melhorar consideravelmente este tempo de execução.

8.5 Execução dos programas

A seguir são descritos os passos para se utilizar os programas desenvolvidos para facilitar a análise do protocolo de Katz e Yung. Como já foi dito anteriormente, ambos foram implementados para que sejam executados em uma plataforma Windows.

```
Prompt do MS-DOS
Auto
C:\lcc\projects\spagke\lcc>spagke spagke.pg
Executando Protocolo para 4 Processos...
Chave Obtida: 36893488147419103232
Estatísticas:
Mensagens Enviadas: 2
Mensagens Recebidas: 2
Exponenciações: 42
Tempo gasto: 1.810000
C:\lcc\projects\spagke\lcc>_
```

Figura 23: Execução do Protocolo - Dados Estatísticos

8.5.1 O programa spagke.exe

O programa spagke⁹ exige que seja criado um arquivo de texto (com extensão "pg", como por exemplo, "spagke.pg") cujo conteúdo tenha, na primeira linha, o seguinte texto: "local n", onde "n" é um número inteiro entre 1 e 55, que representa o número de processos participantes. Uma vez criado este arquivo, a execução deste programa fica simples: basta chamá-lo da linha de comando (prompt do MS-DOS), passando como parâmetro o nome do arquivo criado (por exemplo, "spagke spagke.pg"). Este programa simplesmente executa o protocolo de Katz e Yung para o número de processos passado como parâmetro através do arquivo de extensão ".pg".

8.5.2 O programa pkres.exe

O manuseio do programa pkres¹⁰ é bem simples: basta clicar no botão "Carregar Dados", localizar e abrir o arquivo "result.txt", e aguardar a carga das informações. Feito isto, é possível visualizar todas as informações em uma tabela localizada na guia Dados e em um gráfico de "Tempo de Execução x Número de Participantes", localizado na guia

⁹O termo SPAGKE significa "Scalable Protocols for Authenticated Group Key Exchange", representando assim as iniciais do nome dado por Katz e Yung ao estudo feito por eles

¹⁰Este programa deve ser executado somente após a execução do programa spagke.exe, que gera o arquivo "result.txt", necessário para a execução do pkres.exe

Figura 24: Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo result.txt

Gráfico, conforme as figuras 29 e 30¹¹.

8.6 Dificuldades encontradas

Apesar de ser utilizada uma linguagem flexível, com um compilador que gera um código executável praticamente compatível com as plataformas Windows e Unix, e com bibliotecas auxiliando no desempenho, foram encontradas algumas dificuldades durante a implementação do protocolo de Katz e Yung. Dentre elas, podemos citar os problemas de adaptação das bibliotecas - no momento de codificar o protocolo com o compilador utilizado - como sendo a principal dificuldade encontrada. Esta dificuldade de adaptação ocorreu principalmente por não existirem arquivos das bibliotecas MPI e GMP compatíveis com o ambiente de programação utilizado.

Outros problemas encontrados, como a falta de máquinas disponíveis para testes que

¹¹A curva do tempo de execução exibida pelo gráfico é exponencial pelo fato da comunicação ser broadcast e de todos os processos participantes utilizarem a mesma máquina (com um único processador), fazendo com que o tempo aumentasse conforme o aumento do número de processos

Figura 25: Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo pkchaves.txt

possuíssem um melhor desempenho e que trabalhassem não apenas em plataforma Windows, mas também em plataforma Unix, não chegaram a afetar o tempo gasto para a fase de implementação, mas afetaram a fase de análise, que ficou mais restrita, já que foram feitos testes apenas em máquinas com plataforma Windows instalada.

The image shows a screenshot of a Notepad window titled "result.txt - Bloco de notas". The window has a menu bar with "Arquivo", "Editar", "Pesquisar", and "Ajuda". The text area contains a list of 15 lines of numerical data, each consisting of a sequence of integers followed by a decimal value. The data is as follows:

Line	Integer Sequence	Decimal Value
1	2,2,2,22	0.940000
2	3,2,2,32	0.930000
3	4,2,2,42	1.650000
4	5,2,2,52	2.580000
5	10,2,2,102	12.410000
6	15,2,2,152	32.400000
7	20,2,2,202	64.810000
8	25,2,2,252	110.240000
9	30,2,2,302	164.120000
10	35,2,2,352	241.130000
11	40,2,2,402	321.980000
12	45,2,2,452	433.420000
13	50,2,2,502	549.030000

Figura 26: Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo result.txt depois de várias execuções

Figura 27: Análise dos Resultados Obtidos - Arquivo pkchaves.txt depois da segunda execução

Figura 28: Análise dos Resultados Obtidos - Gráfico de desempenho

Protocolo de Katz e Yung

Dados | Gráfico

Participantes	Mensagens Enviadas	Mensagens Recebidas	Exponenciações	Tempo de Execução
2	2	2	22	0,940000
3	2	2	32	0,930000
4	2	2	42	1,650000
5	2	2	52	2,580000
10	2	2	102	12,410000
15	2	2	152	32,400000
20	2	2	202	64,810000
25	2	2	252	110,240000
30	2	2	302	164,120000
35	2	2	352	241,130000
40	2	2	402	321,980000
45	2	2	452	433,420000
50	2	2	502	549,030000
55	2	2	552	682,390000

Carregar Dados

Figura 29: Pkres - Guia "Dados"

Figura 30: Pkres - Guia "Gráfico"

9 Conclusão

Durante todo este trabalho foram levantadas informações a respeito dos protocolos de estabelecimento de chaves de grupo, focalizando principalmente nas características, no funcionamento, na segurança e na análise de desempenho do protocolo de Katz e Yung, sendo considerado inclusive o histórico dos protocolos anteriores que influenciaram o mesmo.

Através da implementação foi possível verificar cada uma de suas características, e neste capítulo serão apresentadas, de uma forma mais clara, todas as informações relevantes que foram obtidas durante a construção e durante a análise de execução do protocolo, informações estas que poderão contribuir com trabalhos futuros, e até mesmo com aplicações práticas deste protocolo em sistemas que utilizam criptografia simétrica.

Primeiramente, foram verificadas durante a implementação os três principais pontos de comparação entre os protocolos de estabelecimento de chaves de grupo: o número de rodadas, a quantidade de passos de comunicação e o número de exponenciações. Dentre estas, apenas o número de exponenciações cresce conforme aumenta o número de usuários, e isto acontece porque foi considerada uma exponenciação que ocorre ao final da terceira e última rodada, no momento em que está sendo calculada a chave de sessão para cada participante. Apesar de não ser constante, o número de exponenciações é razoável e não chega a ser um problema, dependendo da aplicação ou de como será aplicado. De qualquer forma, o protocolo de Katz e Yung obteve um desempenho melhor nestes fatores, comparando-se com protocolos anteriores, informação esta citada na tabela 1.

Alguns fatores têm influência direta no desempenho do protocolo com relação ao tempo de execução: a máquina utilizada, a biblioteca de comunicação paralela e a biblioteca de auxílio a cálculos matemáticos pesados. Dependendo do que for utilizado, o desempenho pode variar. No caso, foram utilizadas as bibliotecas MPI e GMP, que contribuíram para um bom desempenho do algoritmo implementado. Por outro lado, ocorreram limitações de participantes e de módulo das chaves geradas, relacionadas à limitação de hardware da máquina utilizada. Utilizando um processador desempenho médio (AMD Duron de 900MHz), com 128Mb de RAM, foi possível executar o protocolo para até 55 processos locais participantes, sem afetar o conteúdo da chave gerada, ou seja, a chave de grupo obtida é a mesma para todos os participantes.

Os estudos feitos com relação à segurança foram voltados mais para o ponto de vista prático, visto que as demonstrações de segurança do protocolo mostradas através dos teoremas estudados nesta dissertação são muito complexos, e exigem que se acumule uma nova carga de tempo e de trabalho para o aprofundamento nos mesmos. Sendo assim, foram feitas pesquisas para verificar se existe algum documento que prove alguma insegurança do protocolo de Katz e Yung, chegando à conclusão de que ninguém provou o contrário à respeito da segurança do mesmo (o protocolo se baseia no PLD, que vem sendo analisado desde 1976 [16]). Além disso, verificou-se que a segurança do protocolo está ligada diretamente ao nível de vulnerabilidade do esquema de assinatura do mesmo, que é ponto chave da segurança do protocolo. Quanto mais difícil for quebrar o esquema de assinatura, mais seguro o protocolo será. E, pensando em termos práticos, isto é possível de se resolver utilizando algum esquema de assinatura que já exista, e que já provou sua segurança. Neste trabalho foi feita uma adaptação do algoritmo de ElGamal para assinatura, que possui um nível de segurança razoável, e sem muitas restrições para utilizá-lo. É possível também adaptar qualquer outro algoritmo de assinatura, ou então criar versões ou adaptações ligeiramente diferentes do esquema de assinatura implementado neste trabalho, embora isto não seja necessário na maior parte das aplicações.

Este trabalho abre caminho para novos estudos ou aprofundamentos. Servem como sugestões para trabalhos futuros: implantação do protocolo em um esquema de criptografia executado em uma Plataforma Unix ou Linux, adaptação de outras bibliotecas de comunicação (por exemplo, os sockets), implantação do protocolo em um esquema de criptografia com participantes se comunicando através de uma rede sem fio (por exemplo, palms ou celulares), detalhamento dos teoremas estudados nesta dissertação, com o intuito de se provar a segurança do protocolo de Katz e Yung, e variação do cálculo da chave de grupo, visando melhorar o desempenho do protocolo, tanto em quantidade de exponenciações quanto em tempo de execução.

A Listagem do Programa Spagke

Abaixo é apresentada a listagem do programa spagke.exe, desenvolvido para implementar o protocolo.

```
//-----  
// Spagke.c  
// Recebe como parâmetro o número de processos participantes  
// e calcula a chave de grupo  
//-----  
#include <stdio.h>  
#include <math.h>  
#include <mpi.h>  
#include <gmp.h>  
#include <string.h>  
//-----  
#define MAXPROCS 100  
#define MAXDIGS 1000  
#define MAXMOD 10000  
  
static long NumMsgEnv = 0, NumMsgRec = 0, NumExp = 0;  
//-----  
// GeraAssinatura ()  
// Obtém uma assinatura para cada processo, que será anexada à mensagem  
// void GeraAssinatura (char *s1, mpz_t g, mpz_t S, mpz_t p, mpz_t x)  
{  
    mpz_t k, mdc, y, z, k_inv, r_mul, r_sub, p1;  
    gmp_randstate_t st;  
    short Ok = 0;  
  
    mpz_init (k);  
    mpz_init (mdc);  
    mpz_init (y);  
    mpz_init (z);  
    mpz_init (k_inv);  
    mpz_init (r_mul);  
    mpz_init (r_sub);  
    mpz_init (p1);
```

```

    mpz_sub_ui (p1, p, 1);

    gmp_randinit_default (st);

    while (!Ok)
    {
        mpz_urandomm (k, st, p);

        mpz_gcd (mdc, k, p1);

        if (mpz_cmp_ui (mdc, 1) == 0)
            Ok = 1;
    }

    // Cálculo do y
    mpz_powm (y, g, k, p);

    // Contador de exponenciações
    NumExp++;

    // Cálculo do z
    mpz_mul (r_mul, S, y);
    mpz_sub (r_sub, x, r_mul);
    mpz_invert (k_inv, k, p1);
    mpz_mul (z, r_sub, k_inv);
    mpz_mod (z, z, p1);

    // Contador de exponenciações
    NumExp++;

    strcpy (s1, mpz_get_str ((char *) NULL, 10, y));
    strcat (s1, ",");
    strcat (s1, mpz_get_str ((char *) NULL, 10, z));
    strcat (s1, ",");
}
// -----
// VerificaAssinatura ()
// Verifica se a mensagem recebida está com a assinatura correta
//
long VerificaAssinatura (char *s1, mpz_t g, mpz_t S, mpz_t p, mpz_t x)
{
    short Ok = 1, i, j;
    long tam_assinat = 0;
    char aux1[MAXDIGS], aux2[MAXDIGS];
    mpz_t y, z, p1, c1, c2, T;

    mpz_init (p1);
    mpz_init (c1);
    mpz_init (c2);
    mpz_init (T);

```

```

mpz_sub_ui (p1, p, 1);

i = 0;
j = 0;
while (s1[i] != ',' && i < strlen(s1))
{
    aux1[j] = s1[i];
    i++;
    j++;
}

aux1[j] = '\0';
i++;
j = 0;
while (s1[i] != ',' && i < strlen(s1))
{
    aux2[j] = s1[i];
    i++;
    j++;
}

aux2[j] = '\0';

mpz_init_set_str (y, aux1, 10);
mpz_init_set_str (z, aux2, 10);

if (mpz_cmp_ui (y, 1) < 0 || mpz_cmp (y, p1) > 0)
    Ok = 0;
else
{
    // Calcula a condição 1
    mpz_powm (T, g, S, p);
    mpz_powm (T, T, y, p);
    mpz_powm (c1, y, z, p);
    mpz_mul (c1, T, c1);
    mpz_mod (c1, c1, p);

    // Calcula a condição 2
    mpz_powm (c2, g, x, p);
    // Contador de exponenciações
    NumExp += 4;

    if (mpz_cmp (c1, c2) == 0)
        Ok = 1;
    else
        Ok = 0;
}

if (Ok)

```

```

        tam_assinat = i + 1;
    else
        tam_assinat = 0;

    return tam_assinat;
}
// -----
// Main ()
// Executa o protocolo de Katz e Yung para um determinado
// número de processos passados como parâmetro
//
void main (int argc, char *argv[])
{
    FILE *ArqRes, *ArqSks;
    int numprocs, i, j, Iam = 0, ind1, ind2;
    char snd[MAXPROCS][MAXDIGS], rec[MAXPROCS][MAXDIGS],
        SK[MAXPROCS][MAXDIGS], sndAux[MAXDIGS], StrMod[MAXMOD];
    mpz_t z[MAXPROCS], X[MAXPROCS], K[MAXPROCS], g, r[MAXPROCS], p, p_assinat,
        vaux1[MAXPROCS], vaux2[MAXPROCS], XauxNum[MAXPROCS], XauxDen[MAXPROCS],
        KauxNum[MAXPROCS], KauxDen[MAXPROCS], n, x;
    mpq_t Xaux[MAXPROCS], Kaux1[MAXPROCS], Kaux2[MAXPROCS];
    double tau[MAXPROCS], tempo = 0.0;
    long TamAssinat = 0;
    gmp_randstate_t st;

    // Para calcular o tempo de duração
    for (i = 0; i < MAXPROCS; i++)
        tau[i] = 0.0;

    // Inicializa o MPI
    MPI_Init (&argc, &argv);
    MPI_Comm_rank (MPI_COMM_WORLD, &Iam);
    MPI_Comm_size (MPI_COMM_WORLD, &numprocs);

    // Consistencias na leitura do Arquivo de Resultados
    if ( (ArqSks = fopen ("pkchaves.txt", "a+")) == NULL)
    {
        printf ("\nArquivo de Chaves nao encontrado.\n");
        exit(1);
    }

    if (Iam == 0)
    {
        // Consistencias na leitura do Arquivo de Resultados
        if ( (ArqRes = fopen ("result.txt", "a+")) == NULL)
        {
            printf ("\nArquivo de Resultados nao encontrado.\n");
            exit(1);
        }
    }
}

```

```

    printf ("\nExecutando Protocolo para %d Processos...\n", numprocs);
}

taux[Iam] = MPI_Wtime();

for (i = 0; i < numprocs; i++)
{
    mpz_init (g);
    mpz_init (r[i]);
    mpz_init (z[i]);
    mpz_init (X[i]);
    mpz_init (K[i]);
    mpz_init (p);
    mpz_init (p_assinat);
    mpz_init (vaux1[i]);
    mpz_init (vaux2[i]);
    mpz_init (XauxNum[i]);
    mpz_init (XauxDen[i]);
    mpz_init (KauxNum[i]);
    mpz_init (KauxDen[i]);
    mpq_init (Xaux[i]);
    mpq_init (Kaux1[i]);
    mpq_init (Kaux2[i]);
}

for (i = 0; i < numprocs; i++)
{
    for (j = 0; j < MAXDIGS; j++)

        snd[i][j] = ' ';
        rec[i][j] = ' ';
        SK[i][j] = ' ';

        if (i == 0)
            sndAux[j] = ' ';
    }
}

// Inicializa a função random
gmp_randinit_default (st);
mpz_init_set_ui (n, 10);

MPI_Barrier (MPI_COMM_WORLD);

// Valores aleatórios
for (i = 0; i < numprocs; i++)
    mpz_init (r[i]);

for (i = 0; i < numprocs; i++)
    mpz_urandomm (r[i], st, n);

```

```

// Gerador
mpz_init_set_ui (g, 2);

// M3dulo
for (i = 0; i < MAXMOD; i++)
{
    if (i == 0)
        StrMod[i] = '1';
    else if (i == (MAXMOD - 1))
        StrMod[i] = '\0';
    else
        StrMod[i] = '0';
}

mpz_init_set_str (p, StrMod, 10);

// Rodada 1:
mpz_powm (z[Iam], g, r[Iam], p);

// Contador de exponenciações
NumExp++;

// Gera uma assinatura
mpz_init_set_ui (p_assinat, 17);
mpz_init_set_ui (x, 1);
GeraAssinatura (sndAux, g, r[Iam], p_assinat, x);

// Prepara para enviar o resultado com a assinatura
strcpy (snd[0], sndAux);
strcat (snd[0], mpz_get_str ((char *) NULL, 10, z[Iam]));

for (i = 0; i < MAXDIGS; i++)
    rec[Iam][i] = ' ';

// Atualiza contador de mensagens enviadas
NumMsgEnv++;

MPI_Barrier (MPI_COMM_WORLD);
MPI_Allgather (snd, MAXDIGS, MPI_CHAR, rec, MAXDIGS, MPI_CHAR, MPI_COMM_WORLD);

NumMsgRec++;

for (i = 0; i < numprocs; i++)
{
    if (i != Iam)
    {
        TamAssinat = VerificaAssinatura (rec[i], g, r[i], p_assinat, x);

        if (TamAssinat > 0)

```



```

    {
        for (j = TamAssinat; j < MAXDIGS; j++)
            sndAux[j - TamAssinat] = rec[i][j];

        mpz_init_set_str (z[i], sndAux, 10);
    }
    else
    {
        printf ("\nAssinatura invalida!\nGeracao da Chave de Sessao cancelada");
        exit (0);
    }
}

// Rodada 2:
if ((Iam + 1) == numprocs)
    ind1 = 0;
else
    ind1 = Iam + 1;

if ((Iam - 1) < 0)
    ind2 = numprocs - 1;
else
    ind2 = Iam - 1;

mpz_powm (vaux1[Iam], z[ind1], r[Iam], p);
mpz_powm (vaux2[Iam], z[ind2], r[Iam], p);

// Contador de exponenciações
NumExp += 2;

mpq_set_num (Xaux[Iam], vaux1[Iam]);
mpq_set_den (Xaux[Iam], vaux2[Iam]);

// Gera uma assinatura
mpz_init_set_ui (p_assinat, 17);
mpz_init_set_ui (x, 1);
GeraAssinatura (sndAux, g, r[Iam], p_assinat, x);

// Prepara para enviar o resultado com a assinatura
strcpy (snd[0], sndAux);
strcat (snd[0], mpq_get_str ((char *) NULL, 10, Xaux[Iam]));

for (i = 0; i < MAXDIGS; i++)
    rec[Iam][i] = ' ';

NumMsgEnv++;

MPI_Barrier (MPI_COMM_WORLD);
MPI_Allgather (snd, MAXDIGS, MPI_CHAR, rec, MAXDIGS, MPI_CHAR, MPI_COMM_WORLD);

```

```

NumMsgRec++;

for (i = 0; i < numprocs; i++)
{
    TamAssinat = VerificaAssinatura (rec[i], g, r[i], p_assinat, x);

    if (TamAssinat > 0)
    {
        for (j = TamAssinat; j < MAXDIGS; j++)
            sndAux[j - TamAssinat] = rec[i][j];

        mpq_set_str (Xaux[i], sndAux, 10);
        mpq_get_num (XauxNum[i], Xaux[i]);
        mpq_get_den (XauxDen[i], Xaux[i]);
    }
    else
    {
        printf ("\nAssinatura invalida!\nGeracao da Chave de Sessao cancelada");
        exit (0);
    }
}

// Rodada 3:
if ((Iam - 1) < 0)
    ind1 = numprocs - 1;
else
    ind1 = Iam - 1;

mpz_mul_ui (vaux1[Iam], r[Iam], (long)numprocs);
mpz_mod (vaux1[Iam], vaux1[Iam], p);

mpz_powm (K[Iam], z[ind1], vaux1[Iam], p);

// Contador de exponenciações
NumExp++;

// Inicia variáveis auxiliares
for (i = 0; i < numprocs ; i++)
{
    mpz_init_set_ui (KauxNum[i], 1);
    mpz_init_set_ui (KauxDen[i], 1);
}

for (i = 0; i < (numprocs - 1); i++)
{
    if ((Iam + i) >= numprocs)
        ind2 = (Iam + i) - numprocs;
    else
        ind2 = Iam + i;
}

```

```

    mpz_init_set_ui (vaux1[Iam], (numprocs - 1 - i));
    mpz_powm (vaux2[Iam], XauxNum[ind2], vaux1[Iam], p);
    mpz_mul (KauxNum[Iam], KauxNum[Iam], vaux2[Iam]);
    mpz_mod (KauxNum[Iam], KauxNum[Iam], p);

    mpz_powm (vaux2[Iam], XauxDen[ind2], vaux1[Iam], p);
    mpz_mul (KauxDen[Iam], KauxDen[Iam], vaux2[Iam]);
    mpz_mod (KauxDen[Iam], KauxDen[Iam], p);

    // Contador de exponenciações
    NumExp += 2;
}

// Calcula o resultado final em mpq
mpq_set_num (Kaux1[Iam], K[Iam]);
mpz_init_set_ui (vaux1[Iam], 1);
mpq_set_den (Kaux1[Iam], vaux1[Iam]);

mpq_set_num (Kaux2[Iam], KauxNum[Iam]);
mpq_set_den (Kaux2[Iam], KauxDen[Iam]);

mpq_mul (Kaux1[Iam], Kaux1[Iam], Kaux2[Iam]);

// Calcula numerador/denominador
mpq_get_num (vaux1[Iam], Kaux1[Iam]);
mpq_get_den (vaux2[Iam], Kaux1[Iam]);
mpz_divexact (K[Iam], vaux1[Iam], vaux2[Iam]);

// Calcula o tempo gasto pelo processo
taux[Iam] = MPI_Wtime() - taux[Iam];

for (i = 0; i < numprocs; i++)
{
    if (tempo < taux[i])
        tempo = taux[i];
}

MPI_Finalize();

// Grava em arquivo as chaves obtidas
if (Iam <= 9)
    fprintf (ArqSks, "K0%d=%s\n", Iam, mpz_get_str ((char *) NULL, 10, K[Iam]));
else
    fprintf (ArqSks, "K%d=%s\n", Iam, mpz_get_str ((char *) NULL, 10, K[Iam]));

fclose (ArqSks);

if (Iam == 0)
{

```

```
// Chave de Sessão gerada para os participantes
printf ("\nChave Obtida: %s\n", mpz_get_str ((char *) NULL, 10, K[Iam]));

// Mostra os resultados dos contadores
printf ("\nEstatisticas:\n");
printf ("Mensagens Enviadas: %d\n", NumMsgEnv);
printf ("Mensagens Recebidas: %d\n", NumMsgRec);
printf ("Exponenciacoes: %d\n", NumExp);
printf ("Tempo gasto: %f\n\n", taux[Iam]);

// Salva no arquivo de resultados
fprintf (ArqRes, "%d", numprocs);
fprintf (ArqRes, "%d", NumMsgEnv);
fprintf (ArqRes, "%d", NumMsgRec);
fprintf (ArqRes, "%d", NumExp);
fprintf (ArqRes, "%f\n", taux[Iam]);

fclose (ArqRes);
}
//_____
```

B Listagem do Programa PKRes

Abaixo é apresentada a listagem do programa pkres.exe, desenvolvido para visualizar os dados obtidos através da execução do protocolo.

```
//-----  
// PKRes.cpp  
// Exibe as informações do arquivo result.txt gerado pelo Spagke.exe  
//-----  
#include <vcl.h>  
#pragma hdrstop  
  
#include "PKatz.h"  
//-----  
#pragma package(smart_init)  
#pragma resource "*.dfm"  
TFrmProtocoloKatz *FrmProtocoloKatz;  
//-----  
// TFrmProtocoloKatz ()  
// Construtor  
// __fastcall TFrmProtocoloKatz::TFrmProtocoloKatz(TComponent* Owner) : TForm(Owner)  
{  
    // Carrega Título das Colunas  
    sgDados->Cells[0][0] = "Participantes";  
    sgDados->Cells[1][0] = "Mensagens Enviadas";  
    sgDados->Cells[2][0] = "Mensagens Recebidas";  
    sgDados->Cells[3][0] = "Exponenciações";  
    sgDados->Cells[4][0] = "Tempo de Execução";  
  
    // Guia do Gráfico inicialmente desabilitada  
    tsGrafico->TabVisible = false;  
}  
//-----  
// butProcessarClick ()  
//  
void __fastcall TFrmProtocoloKatz::butCarregarClick(TObject *Sender)  
{  
    long lTam;  
    char lNome[100];
```

```

clear_string (lNome, 100);
odArquivo->Title = "Carregar Dados";
if (odArquivo->Execute())
{
    if (FileExists(odArquivo->FileName))
    {
        lTam = odArquivo->FileName.Length();
        str_antiga (lNome, odArquivo->FileName, lTam);
        lNome[lTam] = '\0';

        if (AbreArquivo (lNome))
        {
            // Preenche a tabela com as informações do arquivo lido
            CarregaGrid();

            // Monta o gráfico com as informações da tabela
            CarregaGrafico();
        }
    }
}

// -----
// AbreArquivo ()
//
bool TFrmProtocoloKatz::AbreArquivo (char *lNome)
{
    unsigned char lVal;
    short lNumVirgLin = 0, i;
    bool lErro = false;

    // Inicia Contador de linhas
    NumLinhas = 0L;

    // Consistencias na leitura do Arquivo de Resultados
    if ( (ArqRes = fopen (lNome, "r")) == NULL)
        ShowMessage ("\nArquivo de Resultados não encontrado.\n");

    // Verifica se o conteúdo do arquivo é válido
    while (!lErro && !feof (ArqRes) && !ferror (ArqRes))
    {
        lVal = fgetc (ArqRes);
        if (!feof(ArqRes))
        {
            if (lVal != '0' &&
                lVal != '1' &&
                lVal != '2' &&
                lVal != '3' &&
                lVal != '4' &&
                lVal != '5' &&

```

```

        lVal != '6' &&
        lVal != '7' &&
        lVal != '8' &&
        lVal != '9' &&
        lVal != ',' &&
        lVal != '.' &&
        lVal != '\n' )
            lErro = true;

    if (!lErro && lVal == '\n')
    {
        NumLinhas++;

        if (lNumVirgLin != 4)
            lErro = true;
        else
            lNumVirgLin = 0;
    }

    if (!lErro && lVal == ',')
        lNumVirgLin++;
}

if (lErro)
    ShowMessage ("Arquivo inválido!");

return (!lErro);
}
//-----
// CarregaGrid ()
// void TFrmProtocoloKatz::CarregaGrid (void)
{
    long lPosCursor, lLin = 0L, lCol = 0L;
    char lVal[1], lAux[10];
    short lCont = 0;

    // Define o número de linhas do Grid
    sgDados->RowCount = NumLinhas + 1;

    // Posiciona no início do arquivo
    fseek (ArqRes, 0, SEEK_SET);

    for (lLin = 1; lLin < sgDados->RowCount; lLin++)
    {
        clear_string (lAux, 10);

        for (lCol = 0; lCol < sgDados->ColCount; lCol++)
        {
            // Lê do arquivo um byte

```

```

    lVal[0] = fgetc (ArqRes);

    // Preenche vetor auxiliar com o valor da coluna
    lAux[0] = lVal[0];
    lCont = 1;

    while (lVal[0] != ',' && lVal[0] != '\n')
    {
        lVal[0] = fgetc (ArqRes);
        if (lVal[0] != ',' && lVal[0] != '\n')
        {
            if (lVal[0] == '.')
                lAux[lCont] = ',';
            else
                lAux[lCont] = lVal[0];

            lCont++;
        }
    }

    // Carrega valor na coluna do StringGrid
    lAux[lCont] = '\0';
    sgDados->Cells[lCol][lLin] = str_nova (lAux, lCont);
}
}

//-----
// Carrega Grafico ()
// void TFrmProtocoloKatz::CarregaGrafico (void)
{
    long lTotalItens, lItens = 0, lValorX = 0L;
    double lValorY = 0.0;
    char lAux[10];
    AnsiString lTempo;
    short lCont;

    tsGrafico->TabVisible = true;

    // Inicia Série de Dados
    Series1->AddXY(lValorX, 0.0, ' ', clTeeColor);

    lTotalItens = sgDados->RowCount - 1;

    while (lItens < lTotalItens)
    {
        // Para cálculo dos valores do eixo X
        lItens++;

        // Valores para X
        lValorX = lItens;
    }
}

```



```

        // Valores para Y
        lValorY = StrToFloat (sgDados->Cells[4][lItens]);

        // Plota a Série de Dados
        Series1->AddXY(lValorX, lValorY, ' ', clTeeColor);
    }
}

// -----
// str_nova ()
// Transforma um array de char num AnsiString
//
AnsiString TFrmProtocoloKatz::str_nova (char *pOrig, int pTam)
{
    if (pTam > 255)
        pTam = 255;

    memmove (ConvTmp, pOrig, pTam);
    ConvTmp [pTam] = '\0';
    return AnsiString(ConvTmp);
}

// -----
// str_antiga ()
// Transforma AnsiString num array de char com espaços
//
void TFrmProtocoloKatz::str_antiga (char *pDest, const AnsiString pOrig, int pTam)
{
    // l => Tamanho do origem
    int l = pOrig.Length();
    if (l > pTam)
        l = pTam;

    // Preenche com espaços
    memset (pDest, ' ', pTam);

    // Copia Origem -> Destino
    memmove (pDest, pOrig.c_str(), l);
}

// -----
// Memmove ()
//
void TFrmProtocoloKatz::memmove (char *pS1, char *pS2, short n)
{
    if (pS1 < pS2)
        while (n--)
            *pS1++ = *pS2++;
    else
        for (pS1 = pS1 + n - 1, pS2 = pS2 + n - 1; n > 0; n--, pS1--, pS2--)
            *pS1 = *pS2;
}

```

```
//-----
// Clear_string ()
// Função para limpar um string
//
void TFrmProtocoloKatz::clear_string (char *pString, short n)
{
    while (n-)
        *pString++ = ' ';
}
//-----
```

```
//-----
// PKRes.h
// Header de PKRes.cpp
//-----
#ifndef PKatzH
#define PKatzH
//-----
#include <Classes.hpp>
#include <Controls.hpp>
#include <StdCtrls.hpp>
#include <Forms.hpp>
#include <ComCtrls.hpp>
#include <Dialogs.hpp>
#include <Chart.hpp>
#include <ExtCtrls.hpp>
#include <TeEngine.hpp>
#include <TeeProcs.hpp>
#include <Grids.hpp>
#include <stdio.h>
#include <string.h>
#include <Series.hpp>
#include <TeeFunci.hpp>
//-----
class TFrmProtocoloKatz : public TForm
{
    __published: // IDE-managed Components
        TPageControl *PageControl1;
        TTabSheet *tsDados;
        TGroupBox *GroupBox1;
        TButton *butCarregar;
        TOpenDialog *odArquivo;
        TStringGrid *sgDados;
        TTabSheet *tsGrafico;
        TChart *tcKatz;
        TLineSeries *Series1;
```

```
TAddTeeFunction *TeeFunction1;

void __fastcall butCarregarClick(TObject *Sender);

private: // User declarations

    FILE *ArqRes;

    long NumLinhas;
    char ConvTmp [256];

    bool AbreArquivo (char *);
    void CarregaGrid (void);
    void CarregaGrafico (void);
    AnsiString str_nova (char *, int);
    void str_antiga (char *, const AnsiString, int);
    void memmove (char *, char *, short);
    void clear_string (char *, short);

public: // User declarations
    __fastcall TFrmProtocoloKatz(TComponent* Owner);
};
//-----
extern PACKAGE TFrmProtocoloKatz *FrmProtocoloKatz;
//-----
#endif
```

Glossário

Adversário Ativo Tem acesso à todas as informações de um grupo de usuários se comunicando em uma rede pública, podendo fazer consultas ou alterações nas mesmas.

Adversário Passivo Tem acesso à todas as informações de um grupo de usuários se comunicando em uma rede pública, podendo fazer apenas consultas nas mesmas.

Assinatura Codifica uma mensagem através de uma chave pública e uma privada, garantindo segurança e privacidade. Através da chave pública é possível verificar que foi assinada uma determinada mensagem, e o acesso ao conteúdo da mensagem é possível apenas com a chave privada.

Autenticação Processo que autentica um usuário ou host. Essa autenticação pode ser simples e aplicada no nível do aplicativo (exige por exemplo uma senha) ou pode ser complexa (como em diálogos de desafio-resposta entre máquinas, que são geralmente baseados em algoritmos de criptografia).

Autenticar Verificar a identidade de um determinado usuário ou host.

Chave Valor numérico, definido por um usuário ou um host, utilizado por um algoritmo criptográfico para codificar ou decodificar mensagens.

Chave Autenticada Chave segura e confiável de um protocolo.

Chave Pública Chave conhecida não apenas por quem a criou, mas também por todos os outros que participam de uma comunicação em um grupo.

Chave Secreta Chave conhecida apenas por quem a criou. Também chamada de chave particular.

Grupo Cíclico Um grupo $(G, *)$ é um conjunto G com uma operação binária associada ao mesmo. G é cíclico se existir um gerador de grupo, ou seja, se existir um elemento $g \in G$ tal que para qualquer $a \in G$, existe um inteiro j onde $g^j = a$.

Rodada Passo ou iteração de um algoritmo.

Índice Remissivo

- Adversário Ativo, 2, 5, 18, 21
- Adversário Passivo, 2, 5, 8, 18, 21, 22
- AKE, 1, 2, 19, 21
- Assinatura, 2, 11, 20, 21, 28
- Autenticação, 1, 11

- Bellare, 9, 15
- Bresson, 2, 3, 14, 15, 17, 18
- Burmester-Desmedt, 9, 15, 24

- CDH, 6
- Chave Autenticada, 1, 21
- Chave de sessão, 1, 6, 9–11, 13, 18, 21, 25
- Chave Pública, 21
- Chave Secreta, 1, 4, 5, 12, 13, 18, 28
- Corrupt, 18, 19, 21, 22

- DDH, 6, 24
- Diffie-Hellman, 4, 8

- Escalabilidade, 5
- Execute, 18, 22

- Fora-de-banda, 1
- Forge, 21–23
- Freshness, 19

- GMP, 32
- Grupo Cíclico, 24

- Hardware, 31

- IKA.1, 11
- IKA.2, 12
- Ingemarsson, 8, 15

- Katz-Yung, 8, 15, 17, 19

- Lema do Aniversário, 6

- MPI, 32

- NONCE, 20

- PLD, 4

- Repeat, 21–23
- Reveal, 18, 19

- Send, 18, 19, 22
- Sigilo no futuro, 6, 19
- Steiner, 11, 15
- Succ, 19

- Test, 18, 19, 22

Referências Bibliográficas

- [1] BELLARE, R. C. M.; KRAWCZYK, H. A modular approach to the design e analysis of authentication and key exchange protocols. STOC, 1998.
- [2] BELLARE, D. P. M.; ROGAWAY, P. Authenticated key exchange secure against dictionary attacks. Eurocrypt, 2000.
- [3] BELLARE, M.; ROGAWAY, P. Entity authentication and key distribution. Advances in Cryptology, 1993.
- [4] BELLARE, M.; ROGAWAY, P. Provably secure session key distribution - the three party case. STOC, 1995.
- [5] BELLARE, M.; YEE, B. Forward-security in private-key cryptography. FSPKC, 2000.
- [6] BRESSON, O. C. E.; POINTCHEVAL, D. Provably authenticated group diffie-hellman key exchange - the dynamic case. Asiacrypt, 2001.
- [7] BRESSON, O. C. E.; POINTCHEVAL, D. Dynamic group diffie-hellman key exchange under standard assumptions. Eurocrypt, 2002.
- [8] BRESSON, O. C. E.; POINTCHEVAL, D. The group diffie-hellman problems. Eurocrypt, 2001.
- [9] BRESSON, O. C. E.; POINTCHEVAL, D. Group diffie-hellman key exchange secure against dictionary attacks. Asiacrypt, 2002.
- [10] BRESSON O. CHEVASSUT, D. P. E.; QUISQUATER, J. Provably authenticated group diffie-hellman key exchange. ACM CCCS, 2001.
- [11] BRESSON O. CHEVASSUT, O. P. D. P. E.; QUISQUATER, J. Two formal views of authenticated group diffie-hellman key exchange. DIMACS, 2002.
- [12] BURMESTER, M.; DESMEDT, Y. A secure and efficient conference key distribution system. Eurocrypt, 1994.
- [13] CANETTI, R. Decisional diffie-hellman assumption. IBM Research, 2002.
- [14] CANETTI, R.; KRAWCZYK, H. Key-exchange protocols and their use for building secure channels. Eurocrypt, 2001.
- [15] CORMEN CHARLES E. LEISERSON, R. L. R. T. H. *Introduction to Algorithms*. The MIT Press: McGraw-Hill Book Company, 2001. 1180 p.
- [16] DIFFIE, W.; HELLMAN, M. New directions in cryptography. IEEE Transactions on Information Theory, 1976.

- [17] FOSS, J. An efficient secure authenticated group key exchange algorithm for large and dynamic groups. CSDS, 2000.
- [18] GNU MP. GMP. 2002. Disponível em: <<http://www.swox.com/gmp>>.
- [19] INGEMARSSON, D. T. I.; WONG, C. A conference key distribution system. IEEE Transactions on Information Theory, 1982.
- [20] KATZ, J.; YUNG, M. Scalable protocols for authenticated group key exchange. Crypto Conference, 2003.
- [21] KATZ, J. A forward-secure public-key encryption scheme. 2003.
- [22] MPI - Message Passing Interface. 2002. Disponível em: <<http://www.mcs.anl.gov/mpi/index.html>>.
- [23] OSTROVSKY, J. K. R.; YUNG, M. Forward security in password-only key exchange protocols. SCN, 2002.
- [24] PEREIRA, O. Modelling and security analysis of authenticated group key agreement protocols. SCN, 2003.
- [25] SCHNEIER, B. *Segurança.com. Segredos e mentiras sobre a proteção na vida digital*. [S.l.]: Editora Campus, 2001. 403 p.
- [26] STEINER, G. T. M.; WAIDNER, M. Key agreement in dynamic peer groups. ACM CCCS, 1996.
- [27] STEINER, M. Secure group key agreement. Einreichung, 2001.
- [28] TERADA, R. *Segurança de Dados, Criptografia em Redes de Computador*. [S.l.]: Editora Edgard Blücher, 2000. 242 p.
- [29] TSUDIK, G.; IRVINE, U. Communication-efficient group key agreement. 2001.
- [30] VASCONCELOS, M. *A Internet e os Hackers. Ataques e Defesas*. [S.l.]: Editora Chantal, 2000. 336 p.
- [31] ANÔNIMO, A. *Segurança Máxima. O guia de um hacker para proteger seu site na Internet e sua rede*. [S.l.]: Editora Campus, 2000. 826 p.