Comparação entre os Principais
Protocolos para Combinação de
Chaves Criptográficas Quânticas

Luis Antonio Brasil Kowada

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

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

Durante a elaboração deste trabalho o autor recebeu apoio financeiro do CNPq

-São Paulo, maio de 1999-

Comparação entre os Principais
✱ Protocolos para Combinação de
Chaves Criptográficas Quânticas

Este exemplar corresponde à redação
final da dissertação devidamente corrigida
e defendida por Luis Antonio Brasil Kowada
e aprovada pela comissão julgadora.

São Paulo, 31 de maio de 1999.

Banca examinadora:

- Prof. Dr. Routo Terada (orientador) - IME-USP
- Prof. Dr. Ricardo Dahab - IC-Unicamp
- Prof. Dr. Cristina Gomes - IME-USP

A Deus, que conhece todos segredos do mundo.

Agradecimentos

Ao professor Routo Terada, pela paciência, compreensão e incentivo com que me orientou e pelo esforço dedicado para produzirmos este trabalho.

À professora Cristina, pelo trabalho que teve em realizar a revisão deste trabalho.

Ao colega Roberto Monteiro por colocar em disposição todo seu conhecimento sobre o assunto, sem o qual não seria possível a realização deste trabalho.

Aos meus professores e companheiros que estiveram sempre dispostos a ajudar no que fosse necessário.

Aos meus pais e irmãos que sempre me apoiaram e nunca mediram esforços para que eu pudesse atingir meus objetivos.

Abstract

In this work, we show the main protocols for secret cryptographic key distribution applying the Quantum Mechanics' principles. With these, we can detect an eavesdropper's presence who tries to read the transmission channel. This is not possible with the traditional protocols.

A comparative analysis is made of theoretical viewpoint and by simulation results of these protocols.

Resumo

Neste trabalho, pretende-se mostrar e comparar os principais protocolos de distribuição de chaves criptográficas secretas baseados nos princípios de Mecânica Quântica. Tais protocolos detectam a presença de intrusos pelo simples fato de tentarem ler o canal de transmissão, o que não é possível nos protocolos convencionais.

A comparação é feita de um ponto de vista teórico e com base nos resultados de simulações destes protocolos.

Sumário

1	Introdução	7
1.1	Conceitos básicos	7
1.1.1	Importância da combinação de chaves na Criptografia	7
1.2	Divisão deste documento	10
2	Princípios de Mecânica Quântica	11
2.1	Quantização da energia	11
2.2	Polarização	12
2.3	Efeito EPR	14
2.4	Desigualdade de Bell	15
3	Protocolo de Bases Conjugadas	18
3.1	Protocolos Quânticos para Combinação de Chaves Criptográficas	18
3.2	Histórico	19
3.3	Descrição geral	20

3.3.1	Transmissão de uma sequência de bits aleatórios	21
3.3.2	Reconciliação	23
3.3.3	Detecção de intruso e correção de erros	24
3.3.4	Amplificação da Privacidade	27
3.4	Tipos de Ataque	28
3.4.1	Interceptação e Reenvio (I/R)	28
3.4.2	Divisão de feixe	29
3.4.3	Ataque de Breidbart	29
3.4.4	Alteração causada pelo intruso	30
4	Protocolo de Estados Não Ortogonais	34
4.1	Descrição Geral	34
4.1.1	Transmissão de uma sequência de bits aleatórios	35
4.1.2	Reconciliação	37
4.1.3	Detecção de intruso e correção de erros	39
4.1.4	Amplificação da Privacidade	39
5	Protocolo EPR	40
5.1	Descrição geral	41
5.2	Detecção de intruso	42

5.3	Protocolo EPR sem a utilização da desigualdade de Bell	43
6	Outras Aplicações	44
6.1	Geração de números aleatórios	44
6.2	Bit comprometido	45
7	Análise Comparativa entre o BB84 e o B92	47
7.1	Comparação teórica	47
7.1.1	Definição dos parâmetros de comparação	47
7.1.2	Complexidade	48
7.1.3	Resistência a ataques	51
7.2	Comparação baseada no resultado da simulação	52
7.2.1	Características das simulações	52
7.2.2	Tempo gasto	52
7.2.3	Resistência a ataques - porcentagem de sucesso na detecção de intruso . .	54
7.2.4	Alteração causada pelo intruso	57
7.2.5	Quantidade de informação do intruso	58
7.2.6	Tamanho da Chave Criptográfica Gerada	60
7.2.7	Exemplos de Chaves Combinadas	61
7.2.8	Análise	65

Conclusão	68
Referências Bibliográficas	68
A Combinação das bases no protocolo BB84	72
B Combinação das bases no protocolo B92	73
C Simulação dos protocolos quânticos BB84 e B92	74
C.1 Descrição das Classes Implementadas	75
C.1.1 sequencia	76
C.1.2 BasesConjugadas	77
C.1.3 EstadosNaoOrtogonais	78
C.1.4 usuario	78
C.2 Outras funções e constantes	79
C.2.1 Funções	79
C.2.2 Constante usadas na autenticação	79
C.2.3 Constantes para definir valores	80
C.2.4 Constantes para definir tipos de ataque	80
C.3 Descrição dos principais métodos e funções	80
C.3.1 função Principal (<i>main</i>)	80
C.3.2 função Execução do Protocolo BB84 (<i>execBB84</i>)	81

C.3.3 função Execução do Protocolo B92 (*execB92*) 84

D Listagem do programa de simulação dos protocolos 87

Índice Remissivo 118

Capítulo 1

Introdução

1.1 Conceitos básicos

1.1.1 Importância da combinação de chaves na Criptografia

Cada vez há uma maior quantidade de informações trocadas entre as pessoas e a distâncias cada vez maiores. Muitas vezes é necessário enviar informações muito importantes e que não podem ser conhecidas por outros. Um problema que surge com isso é a **confidencialidade**, isto é, como tornar possível a comunicação, sem que outros não autorizados tenham acesso ao seu conteúdo?

Uma das formas mais eficientes utilizadas para garantir a confidencialidade é a **criptografia**. Esta técnica consiste em converter a mensagem (**texto claro** ou **texto legível**) em algo ilegível (**texto cifrado** ou **texto criptografado** ou ainda texto codificado), de forma que mesmo que um **intruso** (isto é, pessoa não autorizada) tenha acesso a mensagem cifrada, ele não consegue extrair dela nenhuma informação útil. Este processo também é chamado de **ciframento**. O processo reverso é conhecido como **deciframento**. Antigamente, todos os métodos de criptografia, também chamados de **sistemas criptográficos**, **funções criptográficas** ou **cripto-sistemas** eram baseados na combinação prévia de uma **chave** comum (em

geral, sequência de caracteres) entre as partes comunicantes, que seria necessária para cifrar ou decifrar uma mensagem. Partindo do pressuposto que apenas os usuários legítimos tinham acesso à chave, nenhuma outra pessoa conseguiria decifrar a mensagem.

Figura 1.1: Funcionamento de um cripto-sistema

Neste tipo de algoritmo há um problema: como combinar a chave quando os usuários não se encontram pessoalmente e nem possuem um canal seguro de comunicação para esta finalidade?

Em 1976, Diffie e Hellman escreveram um artigo [DH76] dizendo que acreditavam ser possível criar um sistema criptográfico em que a chave de ciframento fosse diferente da chave de deciframento. Como as chaves de ciframento e de deciframento são distintas, pode-se ter uma comunicação relativamente segura sem que haja nenhuma informação prévia secreta comum aos usuários. Caso um usuário, por exemplo Bob, deseje que todas as mensagens destinadas a ele não sejam lidas por ninguém além dele, ele pode usar um algoritmo de chave pública da seguinte forma: Bob gera um par de chaves, retendo uma chave (**chave privada**) e divulgando a outra chave (**chave pública**). A chave pública, neste caso, serve para cifrar as mensagens enviadas por qualquer um a Bob, e a chave privada é a única que consegue decifrar estas mensagens.

Dois anos depois, já surgiria um criptosistema que funciona desta forma, o RSA, cujo nome é derivado das iniciais dos seus criadores Rivest, Shamir e Adleman. Tal sistema é utilizado até hoje. Ele é baseado na dificuldade de se fatorar números grandes em primos [RSA78].

Depois surgiram vários outros sistemas com esta propriedade de possuir chaves diferentes para cifrar e decifrar [Sti95, Cap. 4]. Esta classe de sistemas ficou conhecida como algoritmos de chave pública (*PKC - Public Key Cryptography*).

Além dos sistemas PKC que existem serem lentos [Sti95, Cap. 8], um outro inconveniente mais grave é nunca poderem prover uma **segurança incondicional**, isto é, não se pode garantir que seja impossível deduzir o valor de uma chave ou do texto claro a partir de outras informações. Por exemplo, a partir de uma das chaves, pode se descobrir a outra. Isto se deve ao fato das duas chaves estarem necessariamente relacionadas [Sti95, Cap. 4].

Em 1949, Shannon [Sha49] provou formalmente que certos sistemas podem ter segurança incondicional (**segredo perfeito**), desde que se use uma chave não conhecida por intrusos do tamanho da mensagem e esta chave seja utilizada apenas uma única vez e seja aleatória. Um dos algoritmos que possui esta propriedade é o *One Time Pad*, criado por Vernan em 1917 [Ver26]. Ele consiste em aplicar a operação “XOR” a cada bit da mensagem original (texto claro) P com cada bit da chave K a fim de gerar o texto criptografado C . O comprimento de P deve ser o mesmo de K e de C . Para decifrar a mensagem, basta aplicar o “XOR” de cada bit de K sobre cada bit de C .

Logo, se for possível, para cada mensagem que se deseja enviar, combinar uma chave criptográfica do tamanho da mensagem de forma que apenas as pessoas autorizadas tenham acesso a esta chave, então se pode garantir que a mensagem será transmitida em segurança. A criptografia quântica chega muito próximo deste objetivo pois a chance de um intruso ser detectado durante a combinação da chave é muito próxima de 100%, tarefa impossível à criptografia convencional [BBE92].

Neste trabalho é mostrado como funcionam os protocolos de troca de chaves na criptografia quântica.

1.2 Divisão deste documento

No Capítulo 2 são definidos e explicados os principais conceitos de física necessários para a compreensão dos algoritmos criptográficos quânticos.

No Capítulo 3 é descrito o funcionamento do primeiro e mais conhecido sistema quântico para distribuição de chaves criptográficas, o protocolo de Bases Conjugadas (BB84).

No Capítulo 4 é descrito o protocolo de Estados Não Ortogonais cujas etapas são comparadas com as etapas do protocolo anterior.

No Capítulo 5 são descritas as linhas gerais do protocolo EPR.

No Capítulo 6 podem ser vistas outras aplicações para os princípios de Mecânica Quântica na criptografia.

No Capítulo 7 é feita uma comparação dos dois protocolos analisados, BB84 e B92, tanto teoricamente quanto de acordo com o resultado da simulação.

Os apêndices A e B apresentam tabelas com as possíveis combinações de estados entre as partes comunicantes, inclusive considerando a presença de um intruso.

No Apêndice C estão descritas as características do programa elaborado para fazer as simulações dos protocolos de Bases Conjugadas (BB84) e de Estados Não Ortogonais (B92).

No final do documento tem-se um índice remissivo para facilitar a localização das principais definições e explicações básicas.

Capítulo 2

Princípios de Mecânica Quântica

Tratar-se-á aqui apenas da parte da física que possa ter alguma utilidade direta para a criptografia quântica, e de forma mais aplicada possível.

2.1 Quantização da energia

Experimentos realizados sobre a luz mostram que a energia óptica sempre é múltipla da constante de Planck, $h = 6,63 \cdot 10^{-27} \text{ ergs/seg}$, e da frequência da onda luminosa, isto é,

$$E = k \cdot h \cdot \nu,$$

onde k é uma constante qualquer e ν é a frequência. Isto é, a energia não pode assumir qualquer valor.

Além disso, foram observados vários fenômenos luminosos que são explicados somente se a luz for também matéria, isto é, se ela for formada por um conjunto de partículas, como no caso do efeito fotoelétrico, em que um feixe de luz desloca elétrons de uma placa de metal, o que só é possível se a onda luminosa for composta de partículas [ER85, Cap. 2]. Juntando estes dois fatos, tem-se que o pacote mínimo de energia, $h \cdot \nu$, deveria ser uma partícula que foi denominada de fóton. Esta partícula elementar da luz possui uma propriedade peculiar: sua

massa é igual a zero, além de ser indivisível.

2.2 Polarização

Em um determinado instante, uma onda luminosa consiste de dois campos mutuamente perpendiculares $\mathcal{E}$ (elétrico) e $\mathcal{B}$ (magnético) em cada ponto do espaço. A *direção de polarização* é definida como a direção de $\mathcal{E}$. O *plano de polarização* é definido como o plano que contém tanto $\mathcal{E}$ quanto a direção de propagação do feixe. Logo, a direção de $\mathcal{B}$ é perpendicular ao plano de polarização. Se a onda possui apenas um plano de polarização em toda a sua extensão, ela é dita *polarizada*. Caso possua diferentes planos de polarização distribuídos aleatoriamente, então ela é *não polarizada* [Ore79, Cap. 23].

A maioria das fontes luminosas emite luz não polarizada. Mas toda onda eletromagnética pode ser polarizada com a utilização de polarizadores. Estes polarizadores, também chamados de filtros polarizadores, deixam passar os fótons com uma determinada direção de polarização e absorvem os que possuem direção ortogonal através de um conjunto de campos eletromagnéticos induzidos na mesma direção ou através de uma malha de moléculas alinhadas. Em alguns filtros polarizadores, os fótons que seriam absorvidos são refletidos [BBE92], como é o caso do cristal de carbonato de cálcio (CaCO_3), também chamado de calcita.

A intensidade da energia de um feixe de luz que atravessa o polarizador é dada pela expressão abaixo:

$$I_s = I_e \cdot \cos^2 \alpha$$

onde I_e é a intensidade da luz total que incide no polarizador e α é a diferença angular entre o eixo de polarização e o feixe de luz incidente no mesmo.

Foi dito anteriormente que um fóton isolado não pode ser dividido, por isso para transmissão de um fóton, a intensidade de saída não pode ser menor do que a de entrada, a não ser que seja nula pelo fato de o fóton ter sido barrado pelo polarizador. A coerência com a equação acima é mantida pelo fato de alguns fótons passarem mesmo tendo a mesma diferença

angular α de outros fótons que não passaram, possuindo o plano de polarização igual ao do filtro. E a chance de isto ocorrer é

$$P = \cos^2 \alpha$$

Esta expressão é conhecida como Postulado de Redução de Von Newman.

Logo, um fóton na direção perpendicular em relação ao polarizador não passará e um fóton com diferença de $\frac{\pi}{4}$ tem 50% de chance de passar. A explicação para isto vem do fato de que os estados de um sistema físico pertencem a um espaço vetorial, portanto, podem ser superpostos linearmente. Cada propriedade (posição, movimentos, e outros) do sistema é representado por um operador cujos autovetores formam uma base ortonormal para o espaço de Hilbert [PT95].

Pode-se fazer uma transmissão de informações usando polarização. Basta que as partes comunicantes definam uma base, isto é, dois eixos perpendiculares de polarização e convençionem um eixo para ser 0 e o outro para ser 1. Por exemplo, o eixo horizontal é 0 e o eixo vertical é 1. Querendo se transmitir um 0 basta que o emissor rotacione o filtro, deixando o na posição horizontal, e envie um fóton. Combinando com o emissor um intervalo constante entre as partículas, o receptor pode deixar um outro polarizador numa das duas posições da base, por exemplo no eixo vertical e se o fóton passar é porque foi enviado um 1, caso contrário foi enviado um 0. O meio entre os polarizadores é chamado de canal quântico.

Um fato muito importante derivado da afirmação anterior é que um fóton lido e retido pelo segundo polarizador perde sua polarização original. Pois se não passou, significa que ele pode ter possuído qualquer inclinação que seja diferente da segunda polarização. E se ele passou, a única conclusão que pode se tirar disto é que não foi polarizado com o eixo perpendicular ao que se está medindo.

Figura 2.1: Transmissão de fótons utilizando polarizadores

2.3 Efeito EPR

Em 1935, Einstein junto com dois colegas, Podolsky e Rosen, publicou um artigo em que afirmava a seguinte tese: “Ou a Mecânica Quântica não explica certos fenômenos ou duas quantidades físicas não podem ser simultaneamente reais.” [EPR35]. Para demonstrar isto, os autores citavam um fenômeno que ficou conhecido posteriormente como efeito EPR.

Através de choques entre elétrons e pósitrons geram-se dois fótons. Os pósitrons são partículas com propriedades idênticas as do elétron, com a exceção de que possuem carga positiva. O momento resultante do choque é nulo. Um fóton nunca pode ter momento angular zero, pois neste caso ele precisaria ter uma simetria esférica o que é impossível para uma onda transversal [BCP82]. Por isso, os fótons gerados possuem momentos angulares opostos um em relação ao outro e movendo-se em direções contrárias, obedecendo ao princípio de conservação de energia. Estes fótons são chamados de fótons gêmeos ou par EPR. Outra forma de geração destes fótons é através do decaimento do pión neutro.

Pelo Princípio da Incerteza de Heisenberg, a Mecânica Quântica afirma que ao se medir a posição de uma partícula com uma determinada precisão, se perde informação sobre seu momento angular, e vice-versa. Logo, não é possível calcular o momento de um dos fótons do par EPR e a posição do outro fóton. Isto foi comprovado experimentalmente. Mas então fica a dúvida: como a medição em uma partícula pode afetar as propriedades de outra partícula

bem distante?

Para responder a esta questão, Einstein sugeriu a existência de variáveis escondidas (*hidden variables*). Estas variáveis, que até o presente momento não foram detectadas, seriam as responsáveis pela ligação das partículas gêmeas e passariam a informação de um fóton para o outro.

2.4 Desigualdade de Bell

Em 1964, Bell da Organização Européia para Pesquisa Nuclear (CERN) propôs um mecanismo para testar a existência das variáveis escondidas propostas por Einstein para explicar o fenômeno EPR [CHSH69]. O teste consiste em verificar se uma determinada inequação é satisfeita; caso não seja, então tais variáveis não resolvem o paradoxo EPR.

Esta inequação, chamada de Desigualdade de Bell, relaciona três propriedades não comutáveis de ambas partículas, como por exemplo o *spin* em três direções distintas, através de uma correlação clássica que seria dada pelas variáveis escondidas.

Considerando que estas propriedades (direções a , b e c) podem tomar dois valores possíveis: positivo (+) e negativo (−), pode-se afirmar que os resultados lidos em uma direção de cada partícula de um par EPR são opostos, pois elas estão anti-correlacionadas para manter o momento total do sistema nulo como foi explicado na seção anterior. Logo, se na primeira partícula for lido o valor a^+ , a segunda partícula terá o valor a^- e vice-versa.

Separando em grupos as partículas com as mesmas propriedades tem-se:

Todos os grupos da tabela acima são não-negativos, isto é, não é possível se ter uma quantidade negativa de pares. Por isso, pode-se afirmar que:

$$N_3 + N_4 \leq N_3 + N_4 + N_2 + N_7,$$

População	Partícula 1	Partícula 2
N1	$a^+b^+c^+$	$a^-b^-c^-$
N2	$a^+b^+c^-$	$a^-b^-c^+$
N3	$a^+b^-c^+$	$a^-b^+c^-$
N4	$a^+b^-c^-$	$a^-b^+c^+$
N5	$a^-b^+c^+$	$a^+b^-c^-$
N6	$a^-b^+c^-$	$a^+b^-c^+$
N7	$a^-b^-c^+$	$a^+b^+c^-$
N8	$a^-b^-c^-$	$a^+b^+c^+$

já que $N2 + N7 \geq 0$. Reagrupando os termos obtém-se:

$$N3 + N4 \leq (N3 + N7) + (N2 + N4)$$

Chamando de $N(x^\pm, y^\pm)$ a quantidade de pares em que a partícula 1 possui as propriedades $x^\pm$ e $y^\pm$, a inequação anterior passa a ser:

$$N(a^+b^-) \leq N(b^-c^+) + N(a^+c^-)$$

Ou seja, o grupo de pares que possui a^-b^+ na primeira partícula ($N3+N4$) é menor ou igual ao grupo de pares com b^+c^- na partícula 1 acrescido da quantidade de pares onde a partícula 1 possui a^-c^+ ($N2+N4$).

Definindo como $n[x^\pm, y^\mp]$ o número de medições em que se encontra $x^\pm$ na partícula 1 e $y^\mp$ na partícula 2, tem-se que $n[x^\pm, y^\mp]$ deve ser proporcional a $N(x^\pm, y^\pm)$ sobre o número total de pares. Por isso, a expressão torna-se:

$$n[a^+, b^+] \leq n[a^+, c^+] + n[c^+, b^+]$$

Esta é a desigualdade de Bell.

Pela teoria quântica, em algumas condições, a desigualdade de Bell é violada para o par EPR e consequentemente a hipótese de variáveis escondidas não resolve o problema.

Pelo que foi dito neste capítulo, pode se verificar se esta desigualdade é válida, lendo os valores da primeira partícula nas direções a e c e na segunda partícula os valores nas direções b e c .

Capítulo 3

Protocolo de Bases Conjugadas

3.1 Protocolos Quânticos para Combinação de Chaves Criptográficas

Os principais protocolos quânticos para a combinação de chaves criptográficas (QKD- *Quantum Key Distribution*) desenvolvidos até o momento visam a combinação de uma chave aleatória secreta entre os usuários legítimos. Estes protocolos não servem para a transmissão da mensagem, pois parte da mesma pode se perder ou ser modificada no caminho, devido à própria natureza do protocolo.

A comunicação é feita através de partículas elementares polarizadas, mais comumente fótons, mas podem ser usados também elétrons com seus spins.

O protocolo de Bases Conjugadas foi o primeiro protocolo quântico que surgiu e também o primeiro a ser implementado [PT95], tendo sido feito pela dupla Bennett e Brassard em 1984, e por isso ficou conhecido como BB84 [BB84]. Mas a idéia de utilizar os princípios de Mecânica Quântica na criptografia é muito mais antiga. Na década de 70, Stephen J. Wiesner da Universidade da Columbia escreveu um artigo chamado “Conjugate Coding”, no qual diz que a Mecânica Quântica pode ser usada para duas atividades impossíveis para a Mecânica clássica.

Uma delas é produzir notas de dinheiro cuja falsificação é fisicamente impossível. A outra é criar um esquema para enviar por um canal quântico duas mensagens clássicas combinadas, tal que o receptor poderia reconstruir apenas uma das mensagens, mas não ambas, pois lendo uma destrói a outra [Wie83]. Wiesner não conseguiu publicar este artigo até 1983.

Depois disto surgiram outros dois protocolos também relevantes: um chamado EPR pois está fundamentado no efeito EPR, explicado no capítulo anterior, por Arthur Ekert em 1991 [Eke91] e outro, chamado de Protocolo de Estados Não Ortogonais, mais conhecido por B92 [Ben92].

Até o momento não se conseguiu implementar o protocolo EPR devido à dificuldade de manipulação e armazenamento de fótons [BBE92] [PT95] e por se fundamentar em fenômenos não totalmente comprovados como por exemplo a violação da desigualdade de Bell [d'E79].

Já foram realizados vários experimentos com os protocolos BB84 e B92, mostrando a real possibilidade de se utilizar tais protocolos num futuro próximo.

Com pequenas variações, os protocolos quânticos podem ser usados para outras aplicações como: geração de números realmente aleatórios, envio de bit oculto mas com valor comprometido e outros. Algumas aplicações são descritas no Capítulo 6. A força destes criptosistemas está no fato de que um intruso não consegue interceptar a mensagem enviada pelo remetente e reenviá-la de forma intacta ao destinatário, o que é sempre possível em criptosistemas tradicionais.

3.2 Histórico

Em outubro de 1979, durante o 20th IEEE Symposium on the Foundations of Computer Science, Bennett, que conhecia as idéias de Wiesner, e Brassard decidiram estudar um sistema de criptografia de chave pública baseado na Mecânica Quântica. Usando tal sistema os usuários sem nenhuma informação pré-combinada poderiam se comunicar secretamente. A descrição do

sistema foi desenvolvida e publicada entre 1982 e 1984, mas faltavam alguns detalhes para que pudesse ser implementado na prática. Depois de algumas modificações, uma implementação foi completada em 1989 pelo Centro de Pesquisa Thomas J. Watson da IBM. Os maiores problemas eram a existência de ruídos e a dificuldade de se controlar fótons individualmente. Estes problemas foram resolvidos com o aumento de informação trocada entre os usuários e o uso de feixes de luz com intensidade muito baixa [BBB92]. Neste experimento foram transmitidas seqüências de feixes de luz polarizados a uma distância de 30 cm com sucesso. Mais recentemente foram feitas experiências que atingiram 30 km de distância com uma taxa de erro de 40% e 10 km de distância com erro de 1,5% e a uma taxa de 20KBits/seg [PT95]. Apesar de ser o primeiro sistema, ainda se mostra muito eficaz. Inclusive pelo menos dois outros experimentos foram realizados: em Genebra, com mais de 1 km de distância entre as partes comunicantes [MBG93] e pela British Telecom juntamente com a Defense Research Agency usando modulação de fase com mais de 10 km de distância entre os usuários [TRT93].

3.3 Descrição geral

Considerando que o remetente se chama Alice e o destinatário Bob, abaixo pode-se ver de um modo geral a seqüência de passos do protocolo BB84:

1. Transmissão de uma seqüência de bits aleatórios
 - (a) Geração de bases(Linear ou Diagonal) tanto da Alice quanto do Bob;
 - (b) Geração de uma seqüência aleatória de bits pela Alice;
 - (c) Envio da seqüência de bits de acordo com as bases da Alice;
 - (d) Bob lê a seqüência usando suas bases.
2. Reconciliação
 - (a) Bob publica as suas bases;
 - (b) Alice indica publicamente quais as bases que coincidiram entre ambos.

3. Detecção de intruso e correção de erros

- (a) Bob envia uma sub-parte da informação em que as bases coincidiram;
- (b) Alice verifica se a taxa de erro está dentro do esperado.

4. Amplificação da Privacidade

- (a) Alice escolhe uma função de espalhamento e envia os parâmetros para Bob;
- (b) Bob recebe estes parâmetros, e ambos aplicam a função sobre suas seqüências.

3.3.1 Transmissão de uma seqüência de bits aleatórios

A polarização de um fóton pode ser representada matematicamente por um vetor unitário de um espaço de Hilbert bidimensional. Ou seja, cada fóton transmitido pode ser definido utilizando uma base deste espaço vetorial. Também é necessário escolher uma base para ler a informação. Por causa disso, tanto Alice quanto Bob devem gerar seqüências de bits aleatórios para servir de bases de leitura/escrita da mensagem.

Nenhum dos dois conhece as bases do outro. O tamanho das seqüências de bases deve ser no mínimo igual ao tamanho da mensagem a ser transmitida, pois cada bit da mensagem será codificado/decodificado por uma base. Além da seqüência de bases, Alice deve gerar outra seqüência de bits aleatória que servirá de mensagem. A seqüência de bases da Alice indica o tipo de polarização que a partícula irá sofrer. Pode ser linear ($\leftrightarrow$) ou diagonal ($\nwarrow \nearrow$). A base linear faz com que a partícula seja polarizada com 0° ($\leftrightarrow$) ou 90° ($\updownarrow$) se o conteúdo da mensagem for 0 ou 1 respectivamente. E a base diagonal polarizará a partícula com 45° ($\swarrow \searrow$) ou 135° ($\nwarrow \nearrow$) com a mensagem 0 ou 1 respectivamente. Esta polarização é feita no plano perpendicular ao eixo de transmissão. Algumas versões do BB84, ao invés de usar a base diagonal, usam uma polarização circular ($\odot$): circular para direita ($\odot$) e circular para esquerda ($\ominus$), chamando a base linear de base retilínea. Para facilitar a compreensão, não se falará mais de base circular. Serão usadas daqui por diante, portanto, as bases linear e diagonal. No apêndice (Tabela A.1) pode-se ver as possíveis combinações de valores obtidos por Bob para um bit enviado pela Alice.

A Tabela 3.1 mostra um exemplo da atuação do emissor na 1ª fase do protocolo BB84.

Posição dos bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
Escolha das bases da Alice	⊕	⊗	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊗	⊗	⊕	⊗	⊕	⊗	⊗
Escolha da mensagem	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
Polarização das partículas	↔	↖↘	↔	↖↘	↔	↔	↑↓	↔	↗↙	↖↘	↖↘	↑↓	↗↙	↑↓	↗↙	↖↘

Tabela 3.1: Um exemplo da atuação de Alice na fase de envio da mensagem

Após Alice ter enviado as partículas polarizadas, Bob, com as suas bases, tenta ler a mensagem. Mas como ambos geraram as bases aleatoriamente, para alguns elementos da mensagem, Bob escolhe a base linear enquanto que a Alice polarizou-os com a base diagonal, e vice-versa. Se as bases estiverem defasadas em 45° , como ocorrem com as bases linear e diagonal, então a chance da leitura estar correta é $\cos^2(45^\circ) = 1/2$. Neste caso, não há como o Bob saber se o valor que leu está correto ou não sem alguma outra informação da Alice. Por isto, se as bases não coincidem, os respectivos elementos da mensagem são ignorados, mesmo que Alice e Bob possuam o mesmo valor. No exemplo da Tabela 3.2 isto acontece com os bits 1, 4, 7, 9, 10, 12, 14, 15 e 16. Quando as bases do Bob e da Alice coincidirem, Bob conseguirá ler o valor correto, salvo os erros de transmissão, caso não haja intruso.

Posição dos bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
Escolha das bases da Alice	⊕	⊗	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊗	⊗	⊕	⊗	⊕	⊗	⊗
Escolha da mensagem da Alice	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
Polarização das partículas	↔	↖↘	↔	↖↘	↔	↔	↑↓	↔	↗↙	↖↘	↖↘	↑↓	↗↙	↑↓	↗↙	↖↘
Escolha das bases do Bob	⊗	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊗	⊗	⊗	⊗	⊕	⊕
Mensagem recebida pelo Bob	0	1	0	1	0	0	0	0	1	0	1	0	0	1	1	0

Tabela 3.2: Bob recebe a mensagem da Alice

3.3.2 Reconciliação

Bob recebeu a mensagem, mas ainda não sabe quais bits estão corretos e quais não estão. E a Alice também desconhece como Bob recebeu sua mensagem. Portanto, é necessário que Alice conheça a sequência de bases do Bob e depois diga para o Bob quais bases dele estão corretas. Tanto Alice quanto Bob precisam ter a certeza de que a sequência de bases trocada nesta fase é do outro e não de um intruso (chamado aqui de Eva). Logo, esta fase precisa de uma autenticação boa, caso contrário, Alice pode estar trocando uma chave com Eva e não com Bob. A divulgação da sequência de bases não acarreta em perigo ao protocolo pois não revela nenhuma informação sobre a mensagem. Uma autenticação eficiente é a publicação num meio público, como por exemplo um jornal de grande tiragem, desta forma, dificilmente Eva conseguirá se passar por Alice ou por Bob.

Em relação ao exemplo considerado na Tabela 3.3, depois da reconciliação Alice e Bob sabem que os bits 2, 3, 5, 6, 8, 11 e 13 são comuns a ambos se não houve nenhuma tentativa de lê-los ao longo do caminho.

Posição dos bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
Escolha das bases da Alice	⊕	⊗	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊗	⊗	⊕	⊗	⊕	⊗	⊗
Escolha da mensagem da Alice	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
Polarização das partículas	↔	↖	↔	↖	↔	↔	↑	↔	↗	↖	↖	↑	↗	↑	↗	↖
Escolha das bases do Bob	⊗	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊗	⊗	⊗	⊗	⊕	⊕
Mensagem recebida pelo Bob	0	1	0	1	0	0	0	0	1	0	1	0	0	1	1	0
Bases que estão corretas		✓	✓		✓	✓		✓			✓		✓			
Informação comum		1	0		0	0		0			1		0			

Tabela 3.3: Informação comum à Alice e ao Bob

A presença de um intruso

Caso o intruso (Eva) tenha interceptado a mensagem antes da mesma chegar ao Bob, Eva não consegue enviar a mensagem igual à que Alice mandou, pois Eva não conhece até o

momento as bases de Alice. Ela saberá as bases corretas apenas depois de Bob ler a mensagem. Como Eva alterou a mensagem, agora, mesmo que Alice e Bob tenham escolhido a mesma base, pode ser que não possuam o mesmo conhecimento sobre o referido elemento. Descontando os erros de transmissão, a garantia de Bob ter recebido o elemento enviado pela Alice ocorrerá somente se a base dos três (Alice, Bob e Eva) for comum. Caso contrário, o resultado é imprevisível. Na tabela 3.3.2 se vê por exemplo que o bit 8 e o bit 11 são diferentes entre o Bob e a Alice apesar de terem utilizado as mesmas bases.

Posição dos bits	1	2	3	4	5	6	7	8	9	10	11	12	13	14	15	16
Escolha das bases da Alice	⊕	⊗	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊗	⊗	⊕	⊗	⊕	⊗	⊗
Escolha da mensagem da Alice	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
Polarização das partículas	↔	↖	↔	↖	↔	↔	↓	↔	↗	↖	↖	↓	↗	↓	↗	↖
Escolha das bases de Eva	⊗	⊗	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊕	⊗	⊗
Mensagem recebida pela Eva	1	1	0	1	0	0	1	0	1	0	1	1	0	1	0	1
Escolha das bases do Bob	⊗	⊗	⊕	⊕	⊕	⊕	⊗	⊕	⊕	⊕	⊗	⊗	⊗	⊗	⊕	⊕
Mensagem recebida pelo Bob	1	1	0	1	0	0	0	1	1	0	0	1	0	1	1	0
Bases que estão corretas		✓	✓		✓	✓							✓			
Informação comum		1	0		0	0							0			

Tabela 3.4: Eva entra na comunicação

3.3.3 Detecção de intruso e correção de erros

Depois de publicadas as bases corretas para a leitura da mensagem, se não houve intruso, a parte da mensagem referente às bases de Alice e Bob que coincidiram é comum a ambos, e, além disto, é secreta. Se houve algum intruso (Eva) no meio do caminho, então mesmo para aqueles elementos para os quais Alice e Bob possuem bases comuns não há garantia de que a mensagem chegou corretamente, isto é, Eva, com grande chance, alterou a mensagem mesmo sem querer. Isto tudo, é claro, desconsiderando os erros de transmissão.

Os erros de transmissão podem vir a ocorrer, mas costumam ser baixos (por volta de 3%) [BBB92]. Normalmente são causados por ruídos no canal ou devido ao desalinhamento

entre os polarizadores [BBB92].

Para os interlocutores identificarem as possíveis diferenças entre suas seqüências, causadas tanto pela presença de intruso quanto pelos erros de transmissão, é necessário que um deles dê ao outro alguma informação sobre a sua seqüência para verificarem se coincidem. Isso pode ser feito através da publicação implícita de parte dos bits através de um código de correção de erros, como por exemplo envio de bits de paridade. Como este procedimento também revela informação para o intruso, é necessário que alguns bits sejam descartados. No caso de se usar bits de paridade, para cada teste feito, um bit deve ser descartado.

Para identificar e corrigir os erros não se deve utilizar os códigos de correção de erros clássicos, pois eles assumem que poucos erros são mais desejáveis que muitos e além disso, estes erros não seriam causados por um intruso, como acontece no protocolo em questão, onde é esperado que o intruso modifique o maior número de bits para ser detectado [BBR88].

Uma forma de verificar a existência de erros é escolher uma função aleatória $f : \{0, 1\}^N \rightarrow \{0, 1\}^K$ onde N é o tamanho de uma seqüência e K é um parâmetro de segurança. Verifica-se então se a função aplicada à seqüência X de um comunicante é igual ao resultado da função aplicada à seqüência Y do outro. Neste caso, há uma forte evidência de que $X=Y$ com erro provável de 2^{-K} , independentemente do comprimento da seqüência e de quanto diferem, pois cada bit testado multiplica a chance de erro por 2^{-1} . O problema é o custo de espaço, e consequentemente de tempo, pois há $2^{k \cdot 2^k}$ funções possíveis e por isso, seriam necessários $K \cdot 2^K$ bits para selecionar uma das funções. Uma forma eficiente de resolver isso é utilizando uma classe universal de funções de espalhamento (*hash*). Com ela, mantém-se a chance de detecção de intruso em 2^{-K} e diminui-se o custo de espaço, pois para selecionar a função basta definir o valor dos parâmetros da mesma. Há outros procedimentos que poderiam ser utilizados como alternativa às funções de espalhamento, como por exemplo, coleções polirandômicas [GGM84], mas as funções de espalhamento são mais eficazes pois são facilmente computáveis e oferecem segurança sobre poder computacional ilimitado [BBR88].

Não se deve utilizar sempre a mesma função f , pois se o intruso conhece f , ele consegue

minimizar os efeitos do seu ataque.

Se o número de erros for pequeno, há alguns procedimentos que podem corrigi-los.

Não é relevante definir qual dos usuários deve escolher a função a ser usada, mas é importante que esta função seja escolhida depois da primeira fase do protocolo, para que Eva não leia o canal quântico de forma a minimizar o efeito na função de espalhamento.

Supondo que seja o Bob quem escolhe a função de espalhamento f , antes de mais nada ele deve fazer algumas permutações na seqüência para retirar de Eva a possível informação das posições dos erros. Depois então, ele deve calcular sobre cada um dos blocos da seqüência e enviar o resultado para Alice por um canal autêntico, além de enviar, é claro, os parâmetros de f e da permutação.

Alice faz a permutação também e em seguida aplica f sobre os blocos da sua seqüência, conferindo o resultado com o resultado enviado por Bob. Caso o resultado não seja o mesmo, ela sabe que pelo menos um bit é diferente para aquele bloco.

Na Tabela 3.5 pode ser visto o resultado da aplicação de uma função após uma permutação sobre o exemplo que está sendo considerado.

π	$(2 \rightarrow 3), (3 \rightarrow 6), (5 \rightarrow 1), (6 \rightarrow 4), (8 \rightarrow 2), (11 \rightarrow 7), (13 \rightarrow 5)$
Seq. Bob	$(0,1,1,0,0,0,0) = 48$
Seq. Alice	$(0,0,1,0,0,0,1) = 17$
$f(x)$	$ax^2 + bx + c \bmod m$
parâmetros da f	$a = 7, b = 3, c = 4, m = 11$
$f(\text{Seq Bob})$	$7 \cdot (48)^2 + 3 \cdot 48 + 4 \bmod 11 = 7$
$f(\text{Seq Alice})$	$7 \cdot (17)^2 + 3 \cdot 17 + 4 \bmod 11 = 3$

Tabela 3.5: Resultado da função de espalhamento

Como o resultado de f da Alice foi diferente do Bob no exemplo dado, então há diferença

entre as suas seqüências. Quando a quantidade de erros estimados por bloco for pequeno, pode-se aplicar um procedimento chamado de *bit twiddling* que consiste em alterar um bit da seqüência e aplicar novamente a função [BBR88]. Caso se deseje verificar se mais bits estão discordantes, este procedimento pode ter um custo computacional alto, pois para verificar se k bits foram alterados num bloco de tamanho m , podem ser necessárias $\Theta(m^k)$ comparações.

A solução é usar blocos pequenos (com aproximadamente 1 erro), mas lembrando que quanto menor o bloco, mais bits serão descartados, considerando que a quantidade de bits testados por bloco é constante. A chance de $f(x)$ ser igual a $f(y)$ para $x \neq y$ é aproximadamente m^{-1} , onde m é o tamanho do bloco.

3.3.4 Amplificação da Privacidade

Mesmo que sejam encontrados poucos erros na fase anterior, ainda assim não se deve descartar a possibilidade de haver um intruso, pois ele pode ter lido alguns bits e ter deixado passar outros com o propósito de diminuir a sua influência no canal. E neste caso, o intruso terá alguma informação sobre a futura chave.

Existem procedimentos chamados de amplificação da privacidade que servem para tirar esta informação do intruso. A amplificação da privacidade é um procedimento no qual Alice e Bob combinam publicamente uma função de compressão que devolve uma chave secreta a partir de uma seqüência comum a ambos não completamente secreta [BBCM95]. Utiliza-se comumente para isso uma função de espalhamento.

Supondo que o intruso pode possuir m bits da seqüência comum entre Alice e Bob, então aplica-se uma função $f : n \rightarrow n - m$, obtendo uma nova seqüência de comprimento $n' = n - m$ completamente secreta [BBCM95].

3.4 Tipos de Ataque

Há alguns procedimentos que um intruso pode realizar que diminuem a chance de que ele seja detectado, ou que ajudem-no a obter mais informação sobre a chave criptográfica.

Aqui, parte-se da hipótese que o intruso consegue efetuar o ataque "*man-in-the-middle*" no canal quântico, onde o intruso escuta a mensagem enviada e retransmite-a.

É assumido que o intruso possui poder computacional ilimitado, mas compatível com a Mecânica Quântica.

3.4.1 Interceptação e Reenvio (I/R)

Este tipo de ataque consiste na leitura do canal quântico por parte do intruso antes da mensagem chegar ao seu destino. A leitura é feita através de uma seqüência de bases aleatórias, onde os tipos de bases são os mesmos utilizados por Alice e pelo Bob, por exemplo, as bases linear e diagonal.

Como em algumas posições a base do intruso não coincide com a escolhida pelo emissor, a mensagem pode ser recebida incorretamente. Considerando que aproximadamente metade das bases da Eva e da Alice serão coincidentes e sabendo que no caso em que tais bases forem diferentes a chance do bit recebido ser correto é próxima de 50%, tem-se que Eva terá cerca de 25% dos bits incorretos.

Não é possível ao intruso ler o canal quântico e ao mesmo tempo deixar passar a mensagem para Bob [BBB92], por isso Eva deve reenviar os fótons de acordo com a mensagem que recebeu, isto é, com aproximadamente 25% de erro.

Esta abordagem foi a utilizada nos exemplos deste capítulo, mas em vez de Eva tentar ler todos os fótons, ela pode ler apenas alguns e deixar passar outros, pois ela altera próximo de 25% do que leu e não de toda a mensagem. Por exemplo, se ela lê apenas a metade dos fótons

ela altera cerca de 12,5% do total. Por isso, encontrar X erros pode significar que intruso possui por volta de $4 \cdot X$ bits lidos.

3.4.2 Divisão de feixe

Com a tecnologia atual, não se consegue transmitir um fóton por pulso de luz [BBB92]. Para se produzir um pulso coerente, ele deve ser formado por uma superposição de estados quânticos com 0, 1, 2 ou mais fótons. Por isso, sem querer Alice pode estar enviando uma informação em mais de um fóton, e se por acaso o intruso conseguir ler apenas um dos fótons, ele pode deixar passar o outro sem que haja perda desta informação.

Para evitar este tipo de ataque, o que se costuma fazer é usar intensidade muito baixa para transmitir os fótons (por volta de $\mu = 0,12$ fótons por pulso). Se Eva desviar uma fração f da intensidade original, a chance dela conseguir ler corretamente o fóton é de $f\mu$, mas a intensidade do feixe que chega até Bob passa a ser $1 - f$ da intensidade original [BBB92].

3.4.3 Ataque de Breidbart

Já foi demonstrado que se o intruso usar as bases convencionais: linear e diagonal, a alteração que ele causa no sistema é de aproximadamente 25%, e possui 75% da informação. Mas existe uma forma dele obter mais informação durante a sua leitura.

Suponha-se que as bases usadas na comunicação entre os usuários sejam a linear e a diagonal, com a seguinte codificação:

linear: $0 \leftrightarrow 0^\circ$ $1 \leftrightarrow 90^\circ$

diagonal: $0 \leftrightarrow 45^\circ$ $1 \leftrightarrow 135^\circ$

Se o intruso usar uma base intermediária: $(0 \leftrightarrow 22,5^\circ; 1 \leftrightarrow 112,5^\circ)$, a chance de ele

ler um bit correto será:

$$P = \cos^2(22,5^\circ) \approx 0,85$$

pois a diferença angular entre seu polarizador e a polarização do fóton será de $22,5^\circ$ independentemente se foi usada a base linear ou a diagonal.

A proporção entre os bits diferentes para mesmas posições (*distância de Hamming*) e o tamanho da sequência de dados de Alice e de Eva continua a ser de 25%. A proporção para os dados de Eva e de Bob também é de 25%, por causa do seguinte raciocínio: Seja b o bit enviado pela Alice, Eva tem 85% de chance de ler este bit corretamente, e há $85\% \cdot 85\% = 72,25\%$ de chance de repassar este bit corretamente para Bob, pois a diferença angular entre os polarizadores de Eva e de Bob também é de $22,5^\circ$. Mas Eva pode receber o valor de b invertido e quando Bob ler este bit, ele pode inverter novamente o seu valor com chance $15\% \cdot 15\% = 2,25\%$ e receber também o valor correto. Por isso que Bob continua a receber o bit correto com $72,25\% + 2,25\% = 75\%$ de chance.

Em compensação, no ataque de I/R, após a fase de reconciliação, Eva sabia com certeza o valor de aproximadamente metade dos bits que seriam usados na fase seguinte, e com este ataque ela não tem certeza sobre nenhum valor. Ou seja, utilizando o ataque de I/R, Eva sabe exatamente quais dos seus bits estão corretos enquanto que pelo ataque de Breidbart ela não sabe quais são esses bits.

3.4.4 Alteração causada pelo intruso

Seja n o tamanho da mensagem, então as sequências de bases da Alice $baseA$ e do Bob $baseB$, além da de um possível intruso $baseE$, terão também tamanho n . Como cada elemento da sequência de bases pode assumir somente um de dois valores, o *índice de coincidência* entre quaisquer dois de $baseA$, $baseB$ e $baseE$ é de 50%. Desconsiderando os erros de transmissão (que costumam ser baixos), se não houver intruso, haverá aproximadamente $\frac{n}{2}$ bits da mensagem comuns a Alice e ao Bob. Se Eva interceptar a mensagem, então ela altera 25% destes bits, devido ao fato de haver aproximadamente 50% de diferença entre a sequência de bases da Alice

com ela e de que apenas metade da diferença altera a informação. Logo, em vez de haver por volta de $\frac{n}{2}$ bits comuns, haverá $\frac{3n}{8}$. Logo, na etapa de detecção de intruso e correção de erros, se for trocado 1 bit para verificação, a chance de Eva ser detectada é de 25%. Se k bits forem trocados, a chance de Eva passar despercebida é de $(\frac{3}{4})^k$, e o tamanho da chave final será de $\frac{n}{2} - k$ bits.

Alteração causada pelo intruso havendo ruído

A análise pode ser feita para um bit pois eles são independentes entre si, isto acontece porque cada fóton é polarizado ou lido com uma base própria e a alteração num determinado fóton não altera os outros.

Considerando que o canal quântico possui um ruído uniforme gerando uma taxa de erro X , então:

Se não houver intruso, $X\%$ dos bits serão invertidos. Se houver intruso, então há as seguintes possibilidades:

1. a base do Bob é diferente da base da Alice.
2. a base do Bob é igual a da Alice e igual a da Eva
3. a base do Bob é igual a da Alice, mas diferente da Eva

1. No caso da base do Bob ser diferente da base da Alice, os bits são descartados, logo a taxa de ruído e a presença do intruso não são relevantes.

2. Se a base dos três coincide, então acontecerá o seguinte:

- Alice envia o bit b .

- Até chegar a Eva, o bit pode ser alterado com chance $X\%$.
- Eva não altera o bit pela sua leitura já que a sua base é igual a da Alice, e o resultado é reenviado para o Bob.
- Até chegar ao Bob, o bit enviado por Eva pode ser alterado pelo ruído com chance $X\%$.

Logo o bit do Bob será igual ao da Alice com chance X^2 (2 alterações) + $(1-X)^2$ (nenhuma alteração). Ou seja, a chance de o bit ser igual é :

$$2X^2 - 2X + 1$$

O bit será diferente apenas se houver uma inversão, e a chance disto ocorrer é:

$$2X(1 - X)$$

isto é,

$$2X - 2X^2$$

3. No caso em que a base de Eva é diferente das demais tem-se a seguinte situação:

Alice envia o bit b .

Até chegar a Eva, o bit pode ser alterado com chance $X\%$.

a leitura de Eva pode alterar o bit com 50% de chance.

O ruído pode alterar novamente o bit com chance $X\%$.

A leitura de Bob pode alterar novamente o bit em 50%.

O bit de Bob será igual ao da Alice se houver um número par de alterações (0, 2 ou 4) já que $\bar{\bar{b}} = b$.

Somando estas probabilidades tem-se:

$$\frac{1}{4}[(1 - X)^2 + 4(1 - X).X + (1 - X)^2 + X^2 + X^2]$$

isto é igual a,

$$\frac{1}{4}[2(1 - X)^2 + 4(1 - X) \cdot X + 2X^2]$$

fazendo os devidos cortes, tem-se que o resultado final é $1/2$, independentemente do valor de X , ou seja, sempre a chance do Bob ter o mesmo bit da Alice na presença de intruso é de 50%.

Portanto, a alteração causada pelo intruso somando todas as possibilidades (casos 2 e 3) passa de 25% para

$$\frac{0,5 + 2X \cdot (1 - x)}{2},$$

esta divisão por dois ocorre porque cada caso ocorre metade das vezes, resultando na seguinte expressão final

$$X \cdot (1 - X) + 0,25.$$

Capítulo 4

Protocolo de Estados Não Ortogonais

Também chamado de protocolo B92, por ter sido proposto por Charles Bennett em 1992 [Ben92], este criptosistema usa apenas dois Estados Não Ortogonais ao invés de quatro no caso do BB84. Cada estado corresponde a um ângulo de inclinação do polarizador. Logo há apenas uma base para definir qual é a polarização do fóton e também uma única base para a leitura do mesmo. Por isso, não há bases diferentes para serem escolhidas, mas apenas se escolhe o valor de leitura/gravação da polarização.

Uma implementação deste protocolo pode ser encontrada em [HLM⁺96].

4.1 Descrição Geral

Considerando que o emissor se chama Alice e o receptor Bob, abaixo pode-se ver de um modo geral a sequência de passos do protocolo B92:

1. Transmissão de uma sequência de bits aleatórios

- (a) Geração dos estados do Bob;
- (b) Geração de seqüência de bits pela Alice;
- (c) Envio da seqüência de bits de acordo com a Tabela 4.1 da Alice;
- (d) Bob lê a seqüência usando seus estados verificando os bits que atravessaram o polarizador.

2. Reconciliação

- (a) Bob publica a posição dos bits que passaram.

3. Detecção de intruso e correção de erros

- (a) Bob envia uma sub-parte da informação em que as bases coincidiram;
- (b) Alice verifica se a taxa de erro está dentro do esperado.

4. Amplificação da Privacidade

- (a) Alice escolhe uma função de espalhamento e envia os parâmetros para Bob;
- (b) Bob recebe estes parâmetros, e ambos aplicam sobre suas seqüências.

4.1.1 Transmissão de uma seqüência de bits aleatórios

No protocolo BB84, Alice precisa gerar duas seqüências de bits aleatórios: uma para servir de mensagem e outra para servir de base para a polarização. Neste modelo, ela cria apenas uma das seqüências e envia os fótons polarizados segundo a Tabela 4.1. Isto significa que haverá apenas dois ângulos possíveis para a polarização dos fótons em vez de quatro do BB84. Outra diferença em relação ao protocolo visto anteriormente é o fato de que, nesta fase, a codificação dos bits é feita de forma diferenciada para a Alice e para o Bob.

$$\begin{array}{lcl} 0 & \Leftrightarrow & \updownarrow \\ 1 & \Leftrightarrow & \nearrow \searrow \end{array}$$

Tabela 4.1: Codificação de cada bit pelo emissor

$$\begin{aligned}
 0 &\Leftrightarrow \nearrow \\
 1 &\Leftrightarrow \leftrightarrow
 \end{aligned}$$

Tabela 4.2: Codificação de cada bit pelo receptor

Escolha da mensagem	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
Polarização das partículas	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\nearrow$

Tabela 4.3: Um exemplo da atuação de Alice na fase de Envio da Mensagem

Alice envia seus fótons polarizados, e Bob lê de acordo com os estados que escolheu ($\nearrow$ ou $\leftrightarrow$) para cada fóton, utilizando a decodificação da Tabela 4.2. Ao ler o canal quântico, se o fóton passou pelo seu polarizador, isto significa que o ângulo de polarização não é ortogonal em relação ao ângulo do polarizador da Alice. Logo se o seu ângulo é de -45° ($\nearrow$), então o polarizador da Alice é de 90° ($\uparrow$) e o conteúdo da mensagem é 0. Se o seu ângulo de polarização for 0° ($\leftrightarrow$), então o da Alice é $+45^\circ$ ($\nearrow$) e ela enviou um 1. Se a partícula não passou pelo polarizador do Bob então não se pode saber com certeza qual foi a polarização usada pela Alice. Se os estados forem perpendiculares entre si (caso em que Alice escolheu 0 e Bob escolheu 1 ou vice-versa) então a partícula não passa nunca, mas se ambos escolherem o mesmo valor, então haverá 50% de chance da partícula não passar porque a diferença de ângulo é de 45° .

Escolha da mensagem pela Alice	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
Polarização da Alice	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\nearrow$	$\uparrow$	$\nearrow$
Escolha dos estados do Bob	$\leftrightarrow$	$\leftrightarrow$	$\nearrow$	$\leftrightarrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\leftrightarrow$	$\leftrightarrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\leftrightarrow$	$\nearrow$	$\nearrow$
Codificação equivalente	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0
Passaram pelo polarizador		✓	✓			✓			✓	✓					✓	
Informação obtida pelo Bob		1	0			0			0	1					0	

Tabela 4.4: Bob recebe a mensagem da Alice

4.1.2 Reconciliação

Do que foi dito anteriormente, pode-se concluir que se a partícula passou, então significa que o ângulo de polarização está correto, isto é, Bob sabe quais os bits lidos do canal quântico que estão corretos, a menos que tenha havido erro de transmissão ou a presença de intruso, caso que será analisado mais adiante. No BB84, esta informação somente estaria disponível na etapa seguinte (reconciliação), depois que Bob publicasse suas bases, e Alice dissesse quais destas estavam corretas. Mas isto não significa que neste protocolo, B92, não haja necessidade de reconciliação, pois Alice ainda não sabe qual a sub-parte da mensagem que o Bob conseguiu recuperar.

Bob não pode publicar a seqüência de estados que escolheu para ler a informação, pois isto significaria tornar pública a mensagem para o intruso. Por isso, Bob informa a Alice apenas sobre a posição das partículas que atravessaram o polarizador. Desta forma, Alice fica sabendo qual a informação que Bob possui, e ao mesmo tempo nada foi revelado a qualquer estranho. É importante ressaltar que também neste protocolo é importante ter certeza da autenticidade da informação trafegada nesta fase, do contrário Eva consegue ter uma seqüência em comum com Alice fazendo-se passar pelo Bob. E também consegue uma seqüência em comum com Bob, fazendo-se passar pela Alice.

Escolha da mensagem pela Alice	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
Polarização da Alice	↓	↗	↓	↗	↓	↓	↗	↓	↓	↗	↗	↗	↓	↗	↓	↗
Escolha dos estados do Bob	↔	↔	↘	↔	↘	↘	↘	↘	↘	↔	↔	↘	↘	↔	↘	↘
Codificação equivalente	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0
Passaram pelo polarizador		✓	✓				✓			✓	✓					✓
Informação comum		1	0				0			0	1					0
Posições em que a informação está correta: 2, 3, 6, 9, 10, 15																

Tabela 4.5: Bob indica à Alice a posição das partículas que passaram

Presença de um intruso

Se porventura um intruso (Eva) resolver ler o canal quântico para tentar descobrir a chave que está sendo combinada, ele possui uma força maior do que no protocolo anterior pois ao ler o canal quântico como se fosse o receptor autêntico, ele consegue obter com certeza, salvo erros de transmissão, parte da informação do emissor. Esta informação é devida àquelas partículas que atravessaram o seu polarizador. E pelo menos esta parte da mensagem Eva consegue transmitir corretamente. Mas em relação às partículas que não atravessaram o seu polarizador, Eva não tem certeza do seu conteúdo, pois existe 33,33% de chance de sua polarização estar correta e 66,66% de chance de estar errada. Logo, ao repassar esta informação ao Bob, ela acaba potencialmente alterando a informação original. Como há uma chance maior de sua polarização estar errada, ela deve inverter a polarização dos fótons que não passaram pelo polarizador. Estas porcentagens seguem do seguinte fato: há três possibilidades : 1) o polarizador estar correto e o fóton passar, 2) o polarizador estar correto e o fóton não passar, 3) o polarizador estar inclinado incorretamente e por consequência o fóton não passa. A proporção de ocorrência entre o caso 2 e 3 (casos em que o fóton não passa) é de 1:2, resultando em 33,33% de a polarização estar correta e 66,66% para o outro caso.

Alice	Escolha da mensagem	0	1	0	1	0	0	1	0	0	1	1	1	0	1	0	1
	Polarização	↑	↗	↑	↗	↑	↑	↗	↑	↑	↗	↗	↗	↑	↗	↑	↗
Eva	Escolha dos estados	↖	↔	↖	↔	↔	↖	↖	↔	↖	↖	↔	↖	↔	↔	↔	↖
	Codificação equivalente	0	1	0	1	1	0	0	1	0	0	1	0	1	1	1	0
	Passaram pelo polarizador		✓	✓						✓					✓		
	Recodificação	↗	↗	↑	↑	↑	↗	↗	↑	↑	↗	↑	↗	↑	↗	↑	↗
	Código equivalente	1	1	0	0	0	1	1	0	0	1	0	1	0	1	0	1
Bob	Escolha dos estados	↔	↔	↖	↔	↖	↖	↖	↖	↖	↔	↔	↖	↖	↔	↖	↖
	Codificação equivalente	1	1	0	1	0	0	0	0	0	1	1	0	0	1	0	0
	Passaram pelo polarizador	✓				✓			✓						✓	✓	
Posições em que a informação está correta: 5, 8, 14, 15																	

Tabela 4.6: Eva entra no meio da comunicação

4.1.3 Detecção de intruso e correção de erros

Nesta fase, assim como na fase análoga do BB84, Bob possui uma sequência que será igual à da Alice (descontando os erros de transmissão) caso não haja intruso. Por isso, se ele usar o mesmo procedimento que foi descrito para o BB84, ele pode identificar em quais posições sua informação não coincide com a da Alice.

O resultado deste procedimento sobre o exemplo dado pode ser visto na Tabela 4.7.

π	$(1 \rightarrow 3), (5 \rightarrow 4), (8 \rightarrow 2), (14 \rightarrow 5), (15 \rightarrow 1)$
Seq. Bob	$(0,0,0,0,1,0,1) = 5$
Seq. Alice	$(0,0,0,0,0,0,1) = 1$
$f(x)$	$ax^2 + bx + c \bmod m$
parâmetros da f	$a = 7, b = 3, c = 4, m = 11$
$f(\text{Seq Bob})$	$7 \cdot (5)^2 + 3 \cdot 5 + 4 \bmod 11 = 8$
$f(\text{Seq Alice})$	$7 \cdot (1)^2 + 3 \cdot 1 + 4 \bmod 11 = 0$

Tabela 4.7: Resultado da função de espalhamento

Como o resultado de f da Alice foi diferente do Bob no exemplo dado, então há pelo menos um bit diferente entre as suas sequências.

4.1.4 Amplificação da Privacidade

Também no B92, o intruso pode ter lido menos informação para não ser percebido. Por isso, também neste protocolo, é interessante aplicar os procedimentos de Amplificação de Privacidade para que ele não possua nenhuma informação sobre a chave.

A forma de aplicar tais procedimentos é a mesma do BB84.

Capítulo 5

Protocolo EPR

Ao mesmo tempo que o primeiro protocolo quântico estava sendo concebido, Artur Ekert, inspirado nas idéias de David Deutsch da Universidade de Oxford, elaborava outro sistema de criptografia, baseado principalmente em correlações quânticas [BBE92].

O principal princípio utilizado por este protocolo é o efeito EPR, explicado no Capítulo 2.

A presença de intruso seria detectada através da verificação da desigualdade de Bell, explicada no Capítulo 2, cuja violação da mesma indicaria a existência de uma correlação quântica provocada por uma medição [CHSH69].

Massimo Palma, da Universidade de Palermo, John Rarity, Paul Tapster e Owens da *British Defence Research Agency* mostram experimentos da violação da desigualdade de Bell para distâncias razoavelmente longas, mais de 4 quilômetros [TRO94].

O protocolo EPR é de difícil implementação pois requer que os fótons fiquem armazenados por um período de tempo relativamente grande e a tecnologia que se possui no momento não permite que se armazene um fóton por mais de uma fração de segundo [BBE92].

Mas a dificuldade maior encontrada até o momento para implementar tal protocolo é o fato da dificuldade de se testar a desigualdade de Bell. Tanto é assim que alguns experi-

mentos que já foram realizados entram em contradição com outros, já que em alguns casos a desigualdade de Bell não foi violada nas condições previstas pela Mecânica Quântica [d'E79].

5.1 Descrição geral

O protocolo EPR funciona da seguinte forma:

1. Transmissão

- (a) Alice e Bob geram suas seqüências aleatorias de estados para ler os fótons, de acordo com a Tabela 5.1.
- (b) A fonte emite uma seqüência de pares de fótons EPR (em cada par um deles para Alice e outro para Bob).

2. Reconciliação

Alicé e Bob publicam a orientação dos seus polarizadores para cada partícula.

3. Detecção de intruso

Verificam a anti-correlação, lendo o valor das partículas.

Cada medida, em $0,5 \hbar$ unidades, pode dar dois resultados:

+1 (spin up)

−1 (spin down)

revelando potencialmente 1 bit de informação.

4. Guardam as medidas das partículas e as orientações do polarizador.

5. Correção de erros

6. Amplificação da Privacidade

$$\begin{aligned}
\text{Alice : } & \Phi_1^a = 0 \quad \Phi_2^a = \pi/4 \quad \Phi_3^a = \pi/2 \\
\text{Bob : } & \Phi_1^b = \pi/4 \quad \Phi_2^b = \pi/2 \quad \Phi_3^b = 3\pi/4
\end{aligned}$$

Tabela 5.1: Estados usados pelas partes para ler os fótons da fonte EPR

5.2 Detecção de intruso

Caso Alice e Bob tenham usado o mesmo ângulo de polarização: (Φ_1^a, Φ_2^b) ou (Φ_2^a, Φ_1^b) , os valores obtidos devem ser anti-correlatados, isto é, $E(a^i, b^j) = a^i \cdot b^j = -1$, onde $E(a^i, b^j)$ é o coeficiente de correlação definido pela expressão:

$$E(a^i, b^j) = P_{++}(a^i, b^j) + P_{--}(a^i, b^j) - P_{+-}(a^i, b^j) - P_{-+}(a^i, b^j),$$

sendo $P_{\pm\pm}(a^i, b^j)$ a probabilidade de a^i possuir o primeiro sinal e b^j o segundo.

Definindo S da seguinte forma:

$$S = E(a^1, b^1) - E(a^1, b^3) + E(a^3, b^1) + E(a^3, b^3),$$

pela Mecânica Quântica tem-se que S deve ser igual a $-2\sqrt{2}$ se as partículas estiverem correlacionadas, caso contrário, o valor encontrado para S é:

$$-\sqrt{2} \leq S \leq \sqrt{2}.$$

Logo, se as partículas da Alice e do Bob não fizerem parte do mesmo par EPR então o valor encontrado para S deve ser este último.

É importante observar que, ao contrário do BB84 e do B92, no protocolo EPR as partículas que serão usadas para verificar a presença de intruso não são as mesmas que serão usadas na chave criptográfica.

5.3 Protocolo EPR sem a utilização da desigualdade de Bell

Em 1992, Bennett, Brassard e Mermin fizeram uma variação do protocolo EPR que não utilizava a desigualdade de Bell para verificar a presença de intrusos [BBM92]. Neste mesmo artigo os autores mostram que o protocolo EPR desta forma é equivalente ao protocolo de Bases Conjugadas.

Capítulo 6

Outras Aplicações

Além da combinação de chaves criptográficas, a criptografia quântica possui outras aplicações como por exemplo: geração de números aleatórios.

Há várias situações em que é necessário ter números gerados ao acaso (aleatórios), como por exemplo a simulação de eventos não-determinísticos. Os próprios protocolos de distribuição de chaves descritos nos capítulos anteriores necessitam fortemente de seqüências de bits aleatórios.

6.1 Geração de números aleatórios

Como a chance de um fóton atravessar um polarizador é $\cos^2\alpha$, onde α é diferença angular entre o fóton e a inclinação do polarizador, pode-se gerar números aleatórios com n bits da seguinte forma:

1. Para $i \leftarrow 1$ a n faça
2. polariza-se o fóton horizontalmente
3. aplica-se um polarizador com inclinação de 45°

4. Se fóton atravessar
então devolva 1
senão devolva 0

É importante observar que o resultado é realmente aleatório e não pseudo-aleatório, isto é, cada execução do algoritmo é completamente independente das anteriores e a chance de um número qualquer ocorrer é $\frac{1}{2^n}$.

6.2 Bit comprometido

Usando as características de transmissão do BB84, é possível implementar um sistema através do qual um usuário envia uma informação para outro, cujo conteúdo permanece oculto e inalterado até o momento em que o primeiro quiser revelar. Esta técnica chamada de Bit Comprometido (*Bit Commitment*) é útil em vários casos, como por exemplo, "cara-coroa por telefone" (coin-tossing protocol), provar um determinado conhecimento sem revelá-lo (zero-knowledge) [MLD98]

A seguir, os passos para Alice enviar um bit b de forma comprometida:

1. Alice escolhe uma mensagem M aleatoriamente.
2. Bob gera aleatoriamente uma sequência de bases para ler a mensagem.
3. Alice envia M pelo canal com a base $\oplus$ se o bit b é igual a 0 e $\otimes$ se igual a 1.
4. Bob lê a mensagem do canal quântico.

Quando Alice quiser revelar o bit que escolheu, basta utilizar o procedimento abaixo.

1. Alice envia b e M pelo canal autêntico.

2. Bob confere se nas posições em que suas bases coincidem com b o que leu é coerente com M .

Esta técnica, porém, não possui segurança incondicional, pois o remetente pode trapacear usando partículas EPR no lugar de fótons simples. Se Alice enviar os fótons para Bob a partir de uma fonte EPR, então basta ela esperar Bob ler a mensagem e em seguida ler os fótons que permaneceram consigo com a base diferente. Mas em termos práticos, esta possibilidade ainda não é viável pois ainda não há tecnologia para reter um fóton por mais de décimos de segundos sem lê-lo [BBE92].

Capítulo 7

Análise Comparativa entre o BB84 e o B92

7.1 Comparação teórica

7.1.1 Definição dos parâmetros de comparação

Nem sempre é fácil afirmar que um determinado algoritmo é melhor do que o outro, pois às vezes um algoritmo pode ser mais eficiente em alguns casos e ser menos em outros. Há vários fatores que podem influenciar neste resultado.

Dois critérios que comumente são considerados para analisar um algoritmo é a complexidade de tempo e de espaço, ou seja, quanto tempo o algoritmo demora para resolver o problema e qual a quantidade de memória usada para isso.

Em geral, esta complexidade está relacionada com o tamanho dos dados de entrada, mas algumas vezes pode depender do tamanho do resultado final (*output sensitive*). A complexidade de tempo não é dada em valores absolutos tais como segundos, minutos entre outros, mas sim em número de operações. Não é necessário saber o número exato de operações, mesmo

porque este valor varia dependendo da arquitetura da máquina, mas é importante saber a sua classe de complexidade, isto é, se possui complexidade linear, quadrática ou exponencial entre outras.

No caso de algoritmos para segurança de informações, há outro critério de crucial importância: resistência do algoritmo para os diversos tipos de ataques possíveis. Não adianta o algoritmo ser rápido se ele não é seguro.

É importante ressaltar que os resultados são dados em termos de probabilidade e não de valores exatos. Isto porque os algoritmos que estão sendo aqui analisados não são determinísticos mas sim probabilísticos.

7.1.2 Complexidade

Cada bit enviado pelo canal (quântico ou autêntico) será considerado como sendo uma operação elementar, pois é o procedimento de maior custo computacional, e além disso está presente em todas as etapas do processo.

Na comunicação são usados dois canais distintos: o quântico e o público que assegura autenticação. Num caso real, estes canais podem ter velocidades distintas, mas aqui é feita esta distinção.

A entrada de ambos protocolos é o tamanho da sequência n que servirá de base para a comunicação, isto é, tamanho da sequência a partir da qual sairá a chave criptográfica final.

A análise da complexidade mostrada nesta seção é feita sobre os algoritmos *execBB84* e *execB92* descritos no capítulo anterior e que foram usados nas simulações.

1ª etapa: Transmissão

A geração de números aleatórios utilizando o algoritmo descrito no Capítulo 6, possui custo computacional n , onde n é a quantidade de bits do número gerado.

A primeira etapa do BB84 necessita de duas seqüências de n bits para Alice, uma é a seqüência que será transmitida (passo 2) e a outra é a seqüência de bases (passo 3). Bob também precisa gerar a seqüência de bases (passo 10). A transmissão em si possui gasto $2n$: n para Alice colocar a mensagem no canal (passo 4) e n para Bob ler (passo 11). Logo, o gasto total nesta etapa é $5n$.

Alice no protocolo B92 precisa gerar apenas uma seqüência (passo 2). Bob também precisa gerar uma seqüência para ler a mensagem (passo 9). O gasto com a transmissão em si (passos 3 e 10) é o mesmo do BB84: $2n$, resultando em um custo total desta fase de: $4n$.

2ª etapa: Reconciliação

No BB84, esta fase consiste simplesmente de Bob informar que bases usou (passos 14 e 18) e Alice responder quais destas bases estão corretas (passos 20 e 25). Logo, o custo é de $4n$.

O B92 economiza um envio/recepção em relação ao BB84, pois Alice não precisa responder ao Bob. Por isso, o custo é apenas de $2n$.

3ª etapa: Correção de erros e detecção de intrusos

A partir desta fase, o custo dos algoritmos não depende apenas do tamanho da seqüência de entrada e também o seu valor não pode ser conhecido exatamente de antemão. Pode se apenas afirmar que é limitado superiormente por n . Isso acontece porque a quantidade de bits trafegados depende principalmente do número de bits que foram lidos corretamente por Bob.

Os procedimentos desta fase são idênticos em ambos os protocolos. Apesar disto, a complexidade não é a mesma pois o número de bits coincidentes entre Bob e Alice resultantes da etapa anterior é aproximadamente $\frac{n}{2}$ no BB84 e $\frac{n}{4}$ no B92.

O custo desta etapa é basicamente o dos cálculos da função de espalhamento combinado com as transmissões.

Sabendo qual é a taxa de ruído do canal, divide-se a sequência em blocos de tamanho m de forma que em cada bloco haja apenas um bit alterado. Por exemplo, se a taxa de ruído for de 2%, o tamanho do bloco pode ser de 50 bits. Se houver intruso, a taxa de alteração será de 28,92% ou seja, em cada bloco de 50 bits haverá aproximadamente 14 bits invertidos.

O custo de verificação de cada bloco de tamanho m é $m \cdot C_{m,i}$, onde $C_{m,i}$ é a combinação de m tomados i a i , onde i é o número de bits a ser corrigidos pelo procedimento *bit twiddling*, explicado no Capítulo 3. Caso se deseje corrigir até dois bits em cada bloco o custo é, então, $m^2(m-1)$.

Pode se corrigir mais bits dentro de um bloco dividindo-o em tamanhos menores e aplicando o mesmo procedimento. Desta forma, é possível saber o número exato de erros e corrigí-los todos, mas o tempo de processamento de cada bloco passa a ser $O(m^2(m-1) \cdot \log m)$, pois seriam necessárias $\log m$ iterações recursivas, resultando num custo total desta fase de

$$O\left(\left\lceil \frac{n}{m} \right\rceil \cdot m^3 \cdot \lg m\right).$$

Deste resultado, deduz-se que quanto menor o tamanho do bloco, menor a complexidade, mas torna mais fácil também de o intruso descobrir o resultado, pois o custo para o intruso é proporcional ao número de combinações que ele precisa fazer para verificar qual delas é a correta.

Unindo o custo computacional de todas as fases, tem-se que a complexidade do protocolo de Bases Conjugadas é $9 \cdot n + k \cdot \left\lceil \frac{n}{m} \right\rceil \cdot m^3 \cdot \lg m$ e a complexidade de protocolo de Estados Não Ortogonais é de $6n + k \cdot \left\lceil \frac{n}{m} \right\rceil \cdot m^3 \cdot \lg m$. Aparentemente, a complexidade de ambos

algoritmos parece ser cúbica, devido ao fator m^3 , mas deve-se lembrar que o tamanho do bloco m é pequeno, dependendo apenas da alteração causada por ruído e pelo intruso, independente do tamanho inicial, ou seja, pode ser considerada uma constante, por isso a complexidade de ambos algoritmos é linear.

7.1.3 Resistência a ataques

Este é um dos pontos em que os protocolos analisados mais se diferenciam. O ataque de Breidbart não pode ser aplicado ao B92, o que é uma grande vantagem pois é o único ataque conhecido que dá ao intruso mais de 75% de informação.

Já o ataque de divisão de feixe pode ser aplicado aos dois protocolos indistintamente, revelando a mesma quantidade de informação. O sucesso é difícil de ser mensurado pois depende intrinsecamente da potência que se usa na fonte luminosa.

O ataque mais comum, que consiste em interceptar o fóton, ler seu conteúdo e retransmiti-lo, aparentemente funciona da mesma forma nos dois protocolos, mas o tipo de informação que o intruso obtém em ambos é muito diverso. No BB84, o intruso lê o canal quântico, reenvia a mensagem e somente depois da etapa de reconciliação saberá quais bits leu corretamente. Já no B92, ao ler o canal, ele sabe que nas situações em que o fóton atravessou o polarizador, a sua informação está correta. E isto acontece em 25% dos casos, como é explicado no Capítulo 4.

No BB84, o intruso possui por volta de 75% da sequência compartilhada entre Alice e Bob ou aproximadamente 85% da sequência, mas desconhecendo a posição destes bits. No ataque ao B92, o intruso sabe com certeza apenas 25% e possui mais 50% de bits coincidentes mas sem saber suas posições. Por isso, neste aspecto, o B92 mostra-se mais seguro.

7.2 Comparação baseada no resultado da simulação

7.2.1 Características das simulações

Para cada uma das informações desejadas foram feitas 1000 iterações do algoritmo.

Os tamanhos utilizados para sequência inicial foram: 64, 256, 1000 e 5000.

Para haver homogeneidade no tempo medido, todas as execuções do algoritmo foram feitas na mesma máquina, um computador Pentium 200 Mhz.

A seguir são apresentados os principais resultados das simulações.

7.2.2 Tempo gasto

As tabelas 7.1 à 7.4 contém os tempos de execução para as iterações do algoritmo.

Os tempos são dados em milisegundos com precisão de 10 milisegundos, por isso alguns valores são nulos.

BB84				B92			
tamanho	Tempo			tamanho	Tempo		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	0	0,85	60	64	0	0,66	60
256	0	3,40	60	256	0	1,88	60
1000	0	13,60	170	1000	0	6,22	60
5000	20	73,12	220	5000	0	34,58	110

Tabela 7.1: tempo gasto pelos protocolos sem intruso e sem ruído

São colocadas tabelas com ruído e sem ruído para mostrar que a duração não varia tanto com o ruído. Mas comparando as tabelas sem intruso (7.1 e 7.2) com as que há a presença de intruso (7.3 e 7.4) pode se ver que o intruso faz com que o processamento seja mais lento,

BB84				B92			
tamanho	Tempo			tamanho	Tempo		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	0	1,37	60	64	0	0,82	60
256	0	3,92	60	256	0	2,15	60
1000	0	14,61	60	1000	0	7,52	60
5000	50	77,05	280	5000	0	40,03	110

Tabela 7.2: tempo gasto pelos protocolos sem intruso e com 10% de ruído

BB84				B92			
tamanho	Tempo			tamanho	Tempo		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	0	2,19	60	64	0	1,10	60
256	0	37,11	60	256	0	7,46	60
1000	50	97,18	280	1000	0	48,49	110
5000	430	509,56	1971	5000	210	252,64	330

Tabela 7.3: tempo gasto pelos protocolos com intruso e sem ruído

BB84				B92			
tamanho	Tempo			tamanho	Tempo		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	0	2,07	60	64	0	1,26	60
256	0	6,87	60	256	0	3,46	60
1000	0	25,49	60	1000	0	13,56	110
5000	100	136,73	220	5000	50	75,70	170

Tabela 7.4: tempo gasto pelos protocolos com intruso e com 10% de ruído

isso ocorre porque a taxa de alteração causada pelo ruído é conhecida pelos usuários e é baixa. Como os blocos são divididos de forma que haja aproximadamente um erro em cada um deles baseado na taxa de ruído, caso haja intruso será necessário fazer subdividir muito mais vezes

os blocos elevando o tempo de processamento.

7.2.3 Resistência a ataques - porcentagem de sucesso na detecção de intruso

Há dois tipos de falhas que podem ocorrer com os algoritmos em relação à detecção de intrusos. Pode haver intruso e ele não ser identificado (Tabelas 7.5 à 7.7) ou então o algoritmo pode informar que há intrusos, quando na realidade os erros foram causados por ruídos (Tabelas 7.8 à 7.11).

BB84		B92	
tamanho	detectou	tamanho	detectou
original	falsamente(%)	original	falsamente(%)
64	0%	64	100%
256	0%	256	0%
1000	0%	1000	0%
5000	0%	5000	0%

Tabela 7.5: taxa de erro na detecção de intruso sem a presença de intruso e sem ruído

BB84			B92		
tamanho	detectou falsamente(%)		tamanho	detectou falsamente(%)	
	intrusos	suspeitos		intrusos	suspeitos
original			original		
64	50,9%	0%	64	100%	0%
256	0%	0%	256	0,8%	0%
1000	0%	0%	1000	0%	0%
5000	0%	0,2%	5000	0%	0%

Tabela 7.6: taxa de erro na detecção de intruso sem a presença de intruso e com 5% de ruído

Nas Tabelas 7.6 à 7.11 há duas colunas uma chamada intrusos e outra chamada suspeitos. A primeira indica que provavelmente houve um intruso e ele tentou ler toda a sequência transmitida e a segunda (suspeitos) indica que algum intruso pode ter lido o canal quântico

BB84			B92		
tamanho	detectou falsamente(%)		tamanho	detectou falsamente(%)	
original	intrusos	suspeitos	original	intrusos	suspeitos
64	52,8%	0%	64	100%	0%
256	0%	0%	256	5,8%	0%
1000	0%	0%	1000	0%	0%
5000	0%	0,2%	5000	0%	0,1%

Tabela 7.7: taxa de erro na detecção de intruso sem a presença de intruso e com 10% de ruído

pois apesar da alteração não ter sido tão grande, ela está acima da que seria causada apenas pelo ruído. A soma das duas colunas seria a quantidade total de intrusos.

Nas Tabelas 7.5, 7.6 e 7.7 o processo de detecção de intruso mostrou-se muito falho quando o tamanho da mensagem original é de 64 bits. É natural que seja assim, pois trata-se de um processo estatístico e 64 é um valor muito pequeno, com o desvio-padrão muito alto, inclusive porque a quantidade média de informação comum é de 32 bits no BB84 e 16 no B92.

BB84			B92		
tamanho	detectou corretamente(%)		tamanho	detectou corretamente(%)	
original	intrusos	suspeitos	original	intrusos	suspeitos
64	100%	0%	64	100%	0%
256	99,9%	0%	256	99,9%	0%
1000	100%	0%	1000	100%	0%
5000	99,8%	0,2%	5000	99,9%	0,1%

Tabela 7.8: taxa de sucesso na detecção de intruso pelos protocolos sem ruído

BB84			B92		
tamanho	detectou corretamente(%)		tamanho	detectou corretamente(%)	
original	intrusos	suspeitos	original	intrusos	suspeitos
64	100%	0%	64	100%	0%
256	100%	0%	256	99,9%	0%
1000	99,9%	0,1%	1000	100%	0%
5000	99,9%	0,1%	5000	100%	0%

Tabela 7.9: taxa de sucesso na detecção de intruso pelos protocolos com 5% de ruído

BB84			B92		
tamanho	detectou corretamente(%)		tamanho	detectou corretamente(%)	
original	intrusos	suspeitos	original	intrusos	suspeitos
64	99,9%	0%	64	100%	0%
256	100%	0%	256	100%	0%
1000	99,9%	0,1%	1000	100%	0%
5000	99,9%	0,1%	5000	100%	0%

Tabela 7.10: taxa de sucesso na detecção de intruso pelos protocolos com 10% de ruído

BB84						
tamanho	detectou corretamente(%)					
	sem ruído		5% de ruído		10% de ruído	
original	intrusos	suspeitos	intrusos	suspeitos	intrusos	suspeitos
64	100%	0%	99,9%	0%	100%	0%
256	100%	0%	99,9%	0%	100%	0%
1000	100%	0%	100%	0%	99,8%	0,2%
5000	99,9%	0,1%	100%	0%	99,7%	0,3%

Tabela 7.11: taxa de sucesso na detecção de intruso com ataque de Breidbart

7.2.4 Alteração causada pelo intruso

A detecção do intruso está ligada principalmente à quantidade de informação que ele não conseguiu repassar de forma intacta. Deve-se lembrar entretanto que pode haver alteração na transmissão sem haver intruso, mas causada por ruído.

Seja x a taxa de erro, a porcentagem de bits diferentes sem intruso é x , mas com intruso, a porcentagem de bits diferentes é $x \cdot (1 - x) + 0,25$, conforme foi demonstrado no Capítulo 3.

BB84				B92			
tamanho	bits alterados(%)			tamanho	bits corretos(%)		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	0%	5,16%	20,0%	64	0%	5,18%	33,33%
256	0%	5,02%	12,5%	256	0%	5,05%	14,29%
1000	1,80%	5,03%	9,88%	1000	1,25%	4,94%	9,6%
5000	3,59%	4,99%	6,32%	5000	3,09%	4,99%	6,84%

Tabela 7.12: Porcentagem de bit alterados pelo ruído (5%) sem a leitura do intruso

Na Tabela 7.12 pode ser observado que para tamanhos muito pequenos, como por exemplo $n = 64$, o ruído pode causar alterações de até 33%, taxa maior do que a alteração média causada pelo intruso (Tabelas 7.13 a 7.15). Disto deriva a dificuldade de detectar a presença real de intrusos. Por outro lado, para tamanhos grandes, como $n = 5000$, o maior erro causado pelo ruído foi menor do que o menor erro causado pelo intruso.

BB84				B92			
tamanho	bits alterados(%)			tamanho	bits corretos(%)		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	3,23%	25,32%	50,0%	64	0%	24,98%	60%
256	12,50%	24,95%	37,9%	256	6,35%	24,51%	43,48%
1000	19,64%	24,98%	31,28%	1000	17,37%	25,03%	34,06%
5000	21,55%	24,99%	27,97%	5000	20,39%	25,00%	29,25%

Tabela 7.13: Porcentagem de bits alterados pela leitura do intruso sem a presença de ruído

BB84				B92			
tamanho	bits alterados(%)			tamanho	bits corretos(%)		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	6,67%	30,18%	56,67%	64	0%	29,69%	66,67%
256	18,6%	29,61%	42,02%	256	10,34%	29,39%	50,00%
1000	22,74%	29,66%	35,90%	1000	21,74%	29,78%	38,43%
5000	26,41%	29,76%	33,90%	5000	25,80%	29,73%	34,72%

Tabela 7.14: Porcentagem de bit alterados pela leitura do intruso com 5% de ruído

BB84				B92			
tamanho	bits alterados(%)			tamanho	bits corretos(%)		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	6,06%	34,10%	66,67%	64	0%	33,64%	80%
256	22,6%	34,10%	50,00%	256	17,65%	34,15%	54,29%
1000	27,59%	34,02%	41,19%	1000	26,67%	34,16%	43,38%
5000	31,05%	34,06%	36,96%	5000	30,21%	34,10%	38,39%

Tabela 7.15: Porcentagem de bit alterados pela leitura do intruso com 10% de ruído

7.2.5 Quantidade de informação do intruso

Caso o intruso passasse despercebido nos algoritmos a quantidade de informação que possuiria é dada pelas Tabelas 7.16 à 7.19.

São mostradas nas tabelas abaixo as taxas de bits que coincidem entre as seqüências do intruso e dos outros comunicantes. Isto não significa que o intruso saiba quais posições estão corretas. Estes valores foram obtidos antes da etapa de amplificação da privacidade para mostrar a diferença do número de bits obtidos com o ataque convencional em contraste com o ataque de Breidbart.

BB84		B92	
tamanho original	bits corretos(%)	tamanho original	bits corretos(%)
64	75,08%	64	79,49%
256	75,12%	256	78,36%
1000	74,95%	1000	76,23%
5000	74,99%	5000	75,61%

Tabela 7.16: Quantidade de informação do intruso sem ruído

BB84		B92	
tamanho original	bits corretos(%)	tamanho original	bits corretos(%)
64	72,43%	64	77,72%
256	72,74%	256	76,03%
1000	72,61%	1000	73,96%
5000	72,49%	5000	73,15%

Tabela 7.17: Quantidade de informação do intruso com 5% de ruído

BB84		B92	
tamanho original	bits corretos(%)	tamanho original	bits corretos(%)
64	70,12%	64	75,81%
256	69,97%	256	72,59%
1000	69,87%	1000	71,21%
5000	70,02%	5000	70,58%

Tabela 7.18: Quantidade de informação do intruso com 10% de ruído

BB84

tamanho	bits corretos(%)		
	sem ruído	5% ruído	10% ruído
64	85,30%	81,87%	78,26%
256	85,40%	81,79%	78,24%
1000	85,26%	81,88%	78,22%
5000	85,32%	81,80%	78,30%

Tabela 7.19: Quantidade de informação do intruso com ataque de Breidbart

7.2.6 Tamanho da Chave Criptográfica Gerada

Nas Tabelas 7.20 à 7.22 se encontra o tamanho das chaves criptográficas resultantes no final do protocolo. Não foi aplicado o procedimento de amplificação de privacidade que reduziria um pouco mais o tamanho das mesmas.

BB84

tamanho	Tamanho da Chave		
	mínimo	média	máximo
64	17	32,15	44
256	105	128,06	159
1000	445	499,99	562
5000	2366	2500,26	2608

B92

tamanho	Tamanho da Chave		
	mínimo	média	máximo
64	5	16,15	26
256	44	63,95	86
1000	197	250,01	298
5000	1161	1248,62	1339

Tabela 7.20: Tamanho da chave criptográfica combinada sem a presença de ruído

BB84				B92			
tamanho	Tamanho da Chave			tamanho	Tamanho da Chave		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	20	32,06	46	64	6	15,99	29
256	107	128,15	154	256	40	64,03	84
1000	458	500,05	557	1000	203	250,26	293
5000	2382	2500,33	2620	5000	1140	1249,04	1349

Tabela 7.21: Tamanho da chave criptográfica combinada com a presença de 5% de ruído

BB84				B92			
tamanho	Tamanho da Chave			tamanho	Tamanho da Chave		
original	mínimo	média	máximo	original	mínimo	média	máximo
64	19	32,08	44	64	6	16,03	27
256	102	127,86	151	256	40	63,87	90
1000	454	500,20	552	1000	208	249,56	289
5000	2376	2499,53	2622	5000	1162	1249,44	1345

Tabela 7.22: Tamanho da chave criptográfica combinada com a presença de 10% de ruído

7.2.7 Exemplos de Chaves Combinadas

BB84

tamanho original: 64

tamanho da chave combinada: 32

Alice:11100100110000010010010111101001

Bob:11100100110000010010010111101001

tamanho original: 256

tamanho da chave combinada: 128

00010100100011101100000010001001001111100110001110000010101000000100110011100
 011010110000000110011110001000111001010010011011110

tamanho original: 1000

tamanho da chave combinada: 515

110100100010110001110111011001001010110010101001110101011010001000011011011111
 010101010111000010101101010011011100101011000000101001000011000100010000000001
 011100010010000111011100110111010011011100111010010011011010101111111010011000
 001000101111101010100000101011011101000001010100110100001110001110101010001111
 001100000111100100000111110000110100001111100010110001000000001001100101000101
 001111101001010100100001010110101011001101010001001111001110001100100001001100
 11010110010100100101001101100100011010101011110

tamanho original: 5000

tamanho da chave combinada: 2502

100100110010101000010111101100111101000010000000111000100001000011111101011000
 100001011100010000011111111000101000101000100001111010001100000110000100000000
 011111001011011010110011010100011110100010111101011111110000101010101000101101
 001000001100010000001100101000001100011001110010101011100100011111100001001010
 010100001101110111010011000111010110001101111100111110100000000011101001000111
 010011011010111010100111110011011110011000011011011000001001101100110001101110
 101011111110000111100000001001000101100001101000001110111100101000100011010111
 111110011001010100001111010100011011001001010101110110100000000110100000110001
 01001010000101111100011010111110101111001111010110010001111011011110111011111
 011111000010100011001111010100101110100110110100001100011110010001101001001010
 101101000000110010010100010001001110110010001100000001101001100110010101110000
 001011000000011010111110000000111000010101011010111110100111101111001100100101
 100000001101110011001110111000001010001110111101111000011101011000111101110001
 000100111111100000010100100000111000100110010100000110111010100000000101110011

```

101101001101011101001001000001011111011111100110011101111101100011001100111111
10010000010010001101100100011010001001000101111101011111101001100000000001011
001001101111000000100010111100001100011010101101010111000100100101001001110001
000000101111010111011101101101110111011011101111100110110100101100000001111
110110000001110010110101000000000000010001100101000110110000010101011111011010
111111110010011110100000100011101100010110100000100011110100001000100011000000
000000011101110001111001001101100010010100111011001011001000001100101000011011
011101101101000110101001101000101011010000011110100010000101000110001110011101
100100100110001010111010000100001001100011011100100011011111010000111010011110
100010100101010111101100101001110111011101010110001011101111010001011001001001
011000100110001011001111010111011101101010100001001000100110010011010111111011
011011011110010100010011110100010011100110111100111011011100001000011101011110
011000110010100000101100000000111100011000110111001100001101010001100001100001
011100111100110101111010110100011101011010110001110001101111110110101010101101
111001101010111110010110110101000100000111110010011111110111100001100111101001
011111101111001110000101010011111111101101010010010000010100110101011111001000
001101110000001100100100011010000100000010010101010111100001110101100011111000
110000001001111000110001100110010010011001110011101000100010111010110100000100
100111

```

B92

tamanho original: 64

tamanho da chave combinada: 15

```
111110101001000
```

tamanho original: 256

tamanho da chave combinada: 62

1101101110010010101111110111110111101101010111011001101110000

tamanho original: 1000

tamanho da chave combinada: 258

11111101101110010000011010110000110101101100110001111110011010001011111100011
 101100101010010011011100000101011000011011100101100100010111100101101110000100
 010110010111000111111100011110100101010101000110111100101110110101111100110111
 010011100000000010110010

tamanho original: 5000

tamanho da chave combinada: 1241

101111000111011101100100111011100101110010111001001100000101011010101110111010
 000010100000001000001111111101110100100010110110111010010111011001001001101010
 011111100011100000111011110111110110111101001101010101001000010110000111010000
 01010000110101110110010011000100101101100001000011000011011100000010111110010
 00111010000010100001110111011111110001011100110101100001011101010111111001110
 100111010001001000101111010111011101100111111000000101010001011101000000001100
 110110110111101011101011111001011100011110100110001001010111010001100011010110
 001000001111000100100100000111001110010010111110011010100001101011101101000111
 011001110111110000101110001110001110010111100110110101110100001010001001001011
 100110100011000000000111001001110110011110100011000010000010110001101100000010
 001101000001110110111001111010000001011001000101001011010011011011111000000111
 10001110000000010111010100111111011100101000000100000101001110001011111100101
 010010110000010010000100011000110110100111000000000100110000011110111011100100
 011000111010100101001110111010011111010101101011011111011000010001010000111110
 101000000111000101010100011111001110010011101010011101000110111110011000000110
 00010001001000100011101111101101111011111000010110010110011111010100000

7.2.8 Análise

Complexidade x tamanho da chave

Tanto do ponto de vista teórico, como pelos resultados práticos, pode-se ver que o tempo gasto pelo protocolo de Estados Não Ortogonais é aproximadamente metade do protocolo de Bases Conjugadas. Por isso, tais protocolos são equivalentes em relação à classe de complexidade (linear).

Apesar de o tempo gasto ser diferente para os casos com e sem ruído e com e sem intruso, os resultados das Tabelas 7.1 a 7.4 mostram que o tempo gasto é linear em ambos protocolos.

Observando os dados das tabelas referentes ao tempo gasto, o que mais chama a atenção é a diferença de tempo entre os casos em que há intruso sem ruído em relação às demais possibilidades. Por exemplo, com tamanho original igual a 5000, o tempo gasto por ambos algoritmos quando há intruso mas sem ruído é aproximadamente sete vezes maior do que o caso sem intruso e sem ruído, enquanto que o tempo de processamento com intruso e com ruído é aproximadamente 10% é apenas 180% maior em relação ao caso sem intruso e sem ruído.

Isto acontece porque a taxa de alteração causada pelo ruído é conhecida pelos usuários. Os blocos são divididos de forma a que haja aproximadamente 1 erro em cada um deles baseado na taxa de ruído. Mas com o intruso, há muito mais de 1 erro por bloco e para identificar todos os erros é necessário subdividir recursivamente muitas vezes os blocos até que os blocos tenham no máximo dois erros. Não há diferença entre os algoritmos em relação a isto, pois a partir da etapa de detecção de intruso e correção de erros, os procedimentos são os mesmos.

Uma forma de minimizar este custo é utilizar um tamanho de bloco menor antes de compará-los, mas isto acarreta em um número maior de bits que devem ser descartados.

Pode-se estimar a quantidade de erros enviando alguns bits da sequência comum e comparando-os com os do outro usuário. Quanto maior a quantidade de bits, maior é a precisão

do número de erros, entretanto mais bits serão eliminados.

Mas no B92, o receptor ao ler a mensagem do canal já sabe qual será a chave criptográfica, enquanto que no BB84, o receptor terá esta informação apenas após o emissor confirmar quais das bases escolhidas estão corretas (fase de reconciliação). Isto economiza um envio de informações por parte do emissor.

Em ambos protocolos, o tamanho da chave final (Tabelas 7.20 a 7.22) é o mesmo da sequência resultante da etapa de reconciliação, isto está de acordo com o esperado pois mesmo o ruído é corrigido com o procedimento *bit twiddling*. Como foi dito anteriormente pode-se usar um procedimento de amplificação de privacidade que tornaria a chave mais segura, sendo necessário descartar mais bits.

Resistência a ataques

Há um tipo de ataque que somente pode ser realizado no protocolo de Bases Conjugadas: ataque de Breidbart, explicado no Capítulo 3. Com ele, se não houver ruído, o intruso tem acesso a até 85% da informação comum entre o emissor e o receptor legítimo (vide Tabela 7.19). Com ruído a quantidade de informação do intruso cai para $85-r(1-r)$, por isso que para $r=10\%$, a quantidade de informação é 78%, conforme pode ser visto na Tabela 7.19. Mas mesmo com este tipo de ataque, ele altera aproximadamente 25% da informação que chega ao receptor.

Como a taxa de alteração da informação causada pelo ataque de Breidbart é a mesma do ataque convencional, a chance de detecção também continua sendo a mesma.

No caso do protocolo de Estados Não Ortogonais, para os fótons que passem pelo polarizador do intruso durante a sua leitura, ele tem a certeza de que a informação que leu está correta, salvo erros de transmissão. E no outro caso (fóton não passou), a chance de o valor ser o oposto é de 66%, pois o fóton tem 25% de chance de passar, que é metade das vezes que o estado escolhido para leitura está correto. Logo, o intruso consegue reenviar $25\% + 66\% - \cdot 66\% \approx 69,44\%$ da informação corretamente, o que pode ser comprovado pelos

resultados dados.

Quanto maior o número de bits da sequência inicial n , mais próximas ficam as taxas esperadas em relação aos resultados encontrados. Por exemplo, com $n=64$ sem ruído houve variação de até 23% sobre o valor esperado enquanto que para $n=5000$, as maiores variações foram de 3% nas mesmas condições. A melhor relação encontrada para mensurar esses valores extremos foi:

$$f(n) = 75\% + \frac{200}{\sqrt{n}}$$

onde n é o número de bits da sequência inicial. Este valor 200 é resultado de um ajuste empírico que mostrou bons resultados. Usando esta relação, o intruso foi detectado falsamente apenas 1 vez nas 1000 iterações do BB84 com $n = 64$, mas para todos os outros tamanhos houve 100% de sucesso. O intruso não foi detectado em 45.8% para $n = 64$, mas para todos os outros tamanhos houve 100% de sucesso.

Isto era esperado, pois com tamanhos pequenos, o desvio-padrão é muito grande proporcionalmente. Mas para tamanhos maiores o algoritmo mostrou-se 100% seguro, mesmo utilizando uma taxa de 10% de ruído que está muito acima do ruído real (aproximadamente 3%) [BBB92].

Conclusão

A criptografia quântica está se mostrando cada vez mais importante dentro da Criptografia por realizar uma tarefa impossível às técnicas convencionais: detectar a presença de um intruso pelo simples fato de ele tentar ler uma mensagem enviada durante a combinação de uma chave criptográfica. Por isso, devem surgir muitas outras pesquisas baseadas nestes princípios ou em outros similares. Mas devem ser observadas certas condições para que funcione realmente, por exemplo, o tamanho da sequência inicial não pode ser muito pequeno.

Os principais protocolos de troca quântica de chaves são praticamente equivalentes segundo diversos aspectos tais como complexidade e eficiência entre outros, mas o protocolo de estados não ortogonais mostrou-se mais robusto contra ataques. Caso o intruso não seja detectado, ele consegue obter até aproximadamente 85% da chave criptográfica no protocolo de Bases Conjugadas usando o ataque de Breidbart enquanto que pelos ataques conhecidos, no B92 ele obtém até por volta de 75%.

Os resultados das simulações mostram que se pode confiar em ambos algoritmos pois se consegue combinar grandes chaves sem que o intruso consiga obter nenhuma informação dela, mesmo que ele tenha poder computacional infinito. E o desenvolvimento tecnológico está tornando cada vez mais plausível a utilização destes protocolos em larga escala.

Referências Bibliográficas

- [BB84] C. H. Bennett and G. Brassard. Quantum Cryptography: Public-key distribution and coin tossing. *Proceedings of IEEE International Conference on Computers, Systems and Signal Processing*, pages 175–179, december 1984.
- [BBB92] C. H. Bennett, F. Bessette, and G. Brassard. Experimental Quantum Cryptography. *Journal of Cryptology*, 1(5):513–528, 1992.
- [BBCM95] C. H. Bennett, G. Brassard, C. Crépeau, and U. M. Maurer. Generalized Privacy Amplification. *IEEE Transaction on Information Theory*, 41:1915–1923, november 1995.
- [BBE92] C. H. Bennett, G. Brassard, and A. K. Ekert. Quantum Cryptography. *Scientific American*, pages 26–33, october 1992.
- [BBM92] C. H. Bennett, G. Brassard, and N. David Mermin. Quantum Cryptography without Bell’s Theorem. *Physical Review Letters*, 68(5):557–559, february 1992.
- [BBR88] C. H. Bennett, G. Brassard, and J. Roberts. Privacy Amplification by Public Discussion. *SIAM J. Computer*, 17(2):210–229, april 1988.
- [BCP82] V. B. Beretetskii, E. M. Cifshitz, and L. P. Pitaevskii. *Quantum Electrodynamics - Course of theoretical physics*, volume 4. Pergamon Press, second edition, 1982.
- [Ben92] C. H. Bennett. Quantum Cryptography Using Any Two Nonorthogonal States. *Physical Review Letters*, 68(21):3121–3124, May 1992.

- [CHSH69] J. F. Clauser, M. A. Horne, A. Shimony, and R. A. Holt. Proposed Experiment To Test Local hidden-variables theories. *Physical Review Letters*, 23(15):880–883, october 1969.
- [d'E79] B. d'Espagnat. The Quantum Theory and Reality. *Scientific American*, pages 128–140, november 1979.
- [DH76] W. Diffie and M. Hellman. New directions in cryptography. *IEEE Trans. Inform. Theory IT-22*, 6:644–654, november 1976.
- [Eke91] A. K. Ekert. Quantum Cryptography Based on Bell's Theorem. *Physical Review Letters*, 67(6):661–663, august 1991.
- [EPR35] A. Einstein, B. Podolsky, and N. Rosen. Quantum-Mechanical Description of Physical Reality Be Considered Complete? *Physical Review*, 47:777–780, may 1935.
- [ER85] R. Eisemberg and R. Resnick. *Física Quântica*. ed Campus, Rio de Janeiro - RJ, 1985.
- [GGM84] O. Goldreich, S. Goldwasser, and S. Micali. How to construct random functions. *Proc. 25th IEEE Symposium on Foundation of Computer Science*, pages 464–479, 1984.
- [HLM⁺96] R. J. Hughes, G. G. Luther, G. L. Morgan, C. G. Peterson, and C. Simmons. Quantum Cryptography over Underground Optical Fibers. *Proceedings of Crypto'96*, pages 329–341, 1996.
- [MBG93] A. Muller, J. Breguet, and N. Gisin. Experimental demonstration of quantum cryptography. *Europhysics Letters*, 23:383–388, august 1993.
- [MLD98] J. R. Monteiro, C. L. Lucchesi, and R. Dahab. *Criptografia Quântica - Relatório Técnico IC-98-00*, 1998.
- [Ore79] J. Orear. *Physics*. Macmillian Publishing Co, New York - NY, 1979.

- [PT95] S. J. Phoenix and P. D. Townsend. Quantum Cryptography: Protecting our Future Network with Quantum Mechanics. *Lecture Notes in Computer Science*, 1025:513–528, 1995.
- [RSA78] R. L. Rivest, A. Shamir, and L. Adleman. A Method for Obtaining Digital Signatures and Public- Key Cryptosystems. *Communications of the ACM*, 21:120–126, february 1978.
- [Sha49] C. E. Shannon. Communication Theory of Systems. *Bell Systems Technical Journal*, 28:656–715, 1949.
- [Sti95] D. Stinson. *Cryptography: Theory and Practice*. CRC Press, 1995.
- [TRO94] P. R. Tapster, J. G. Rarity, and P. C. M. Owens. Violation of Bell’s Inequality over 4 km of Optical Fiber. *Physical Review Letters*, 73(14):1923–1926, october 1994.
- [TRT93] P. D. Townsend, J. G. Rarity, and P. R. Tapster. Enhanced single photon fringe visibility in a 10 km-long prototype quantum cryptography channel. *Electronics Letters*, 29(14):1291–1293, july 1993.
- [Ver26] G. S. Vernan. Cipher Printing Telegraph Systems for Secret Wire and Radio Telegraphic Communications. *Journal American Institute of Electrical Engineers*, XLV:109–115, 1926.
- [Wie83] S. Wiesner. Conjugate Coding. *Sigact News*, 15(1):78–88, 1983.
-

Apêndice A

Combinação das bases no protocolo BB84

Mensagem da Alice	0	0	0	0	0	0	1	1	1	1	1	1
Base escolhida pela Alice	$\oplus$	$\oplus$	$\oplus$	$\otimes$	$\otimes$	$\otimes$	$\oplus$	$\oplus$	$\oplus$	$\otimes$	$\otimes$	$\otimes$
Polarização da Mensagem	$\leftrightarrow$	$\leftrightarrow$	$\leftrightarrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\downarrow$	$\downarrow$	$\downarrow$	$\searrow$	$\searrow$	$\searrow$
Base escolhida pelo Bob	$\oplus$	$\otimes$	$\otimes$	$\oplus$	$\oplus$	$\otimes$	$\oplus$	$\otimes$	$\otimes$	$\oplus$	$\oplus$	$\otimes$
Mensagem recebida pelo Bob	0	0	1	0	1	0	1	0	1	0	1	1
Combinações não descartadas	✓						✓	✓				✓

Tabela A.1: Possíveis combinações para um bit enviado.

Apêndice B

Combinação das bases no protocolo B92

Mensagem da Alice	0	0	0	1	1	1
Polarizações da Alice	$\updownarrow$	$\updownarrow$	$\updownarrow$	$\nearrow$	$\nearrow$	$\nearrow$
Estados do Bob	$\nwarrow$	$\nwarrow$	$\leftrightarrow$	$\nwarrow$	$\leftrightarrow$	$\leftrightarrow$
resultado do Bob	passou	não passou	não passou	não passou	não passou	passou
Mensagem do Bob	0					1

Tabela B.1: Combinações possíveis para um bit enviado

Apêndice C

Simulação dos protocolos quânticos BB84 e B92

A melhor forma de compreender os protocolos é observando a sua execução na prática. Mas nem sempre isto é possível pois requerem um aparato físico não muito simples. Como a idéia deste trabalho é fazer uma análise do ponto de vista computacional e não físico, optou-se aqui pela realização de simulações dos protocolos de Bases Conjugadas(BB84) e de Estados Não Ortogonais(B92). Não estão sendo feitas simulações do protocolo EPR porque ele ainda não mostrou nenhuma viabilidade prática. Tanto assim que não há nenhum grupo de pesquisa que tenha conseguido implementá-lo como foi explicado melhor no Capítulo 5.

Com uma simulação podem ser obtidos resultados muito próximos aos de uma montagem real dependendo de que tipo de informações se deseja, conforme pode ser observado com os simuladores de vôo ou câmaras em que se simulam a falta de gravidade. As experiências são de crucial importância para eventos estocásticos ou estatísticos.

Para que os resultados de uma simulação sejam verdadeiramente confiáveis é necessário que as suposições e premissas sejam obtidas da realidade, e que os resultados obtidos não estejam em contradição com outros obtidos de experimentos reais.

As simulações aqui referidas visam encontrar a relação entre o volume de informação trocado com o tamanho da chave obtida e com a chance de um possível intruso ser detectado. O caso de haver perda de informação devido a erros de transmissão também estão sendo contemplados, segundo taxas de erro existentes nos canais reais.

C.1 Descrição das Classes Implementadas

O simulador foi implementado utilizando o compilador Borland C++ Builder 3 da Borland Corporation. Foi utilizada a linguagem C orientada a objetos.

A seguir são descritas as classes e os principais métodos implementados para as simulações.

As principais classes do programa são:

- *sequencia*: classe que representa as seqüências de informações de cada usuário.
- *BasesConjugadas*: classe que simula o protocolo de Bases Conjugadas (BB84).
- *EstadosNaoOrtogonais*: classe que simula o protocolo de Estados Não Ortogonais (B92).
- *usuario*: classe responsável por representar cada um dos participantes da comunicação.

C.1.1 sequencia**Propriedades:**

msg : armazena uma seqüência binária
tam : armazena o tamanho da seqüência

Métodos:

Construtor : inicializa seqüência com tamanho 0
Tam : devolve o tamanho da seqüência
PreencheMsg : copia os valores de uma string para msg
MostraMsg : mostra a seqüência caso DEBUG seja diferente zero
Msg : devolve um ponteiro para o início da seqüência
Msg_i : devolve o valor de uma posição desejada
GeraMsg : preenche a seqüência com valores aleatórios
ZeraMsg : zera o valor de todas as posições da seqüência
Copia : copia para uma seqüência elementos consecutivos da msg
ComparaMsg : verifica a distância de Hamming entre 2 seqüências
operador = : copia uma seqüência em outra
GravaMsg : escreve os valores da seqüência num arquivo

C.1.2 BasesConjugadas

Propriedades:

Breidbart	: para indicar se intruso fará ataque de Breidbart
msg	: sequência a partir da qual sairá a chave
base	: bases usadas para ler/escrever msg do/no canal
escolhidos	: guarda as bases que o outro (receptor) escolheu
posicao	: guarda as posições das bases coincidentes
certos	: onde são guardados os valores coincidentes
chave	: resultado final
a,b,c,h;	: parâmetros da função de espalhamento

Métodos:

EnvioBB84	: envia a mensagem pelo canal de acordo com a polarização escolhida
RecepcaoBB84	: recebe a mensagem do canal de acordo com a polarização escolhida
EnvioAutentic	: transmite a mensagem pelo canal com autenticação (público)
RecepcaoAutentic	: retira a mensagem do canal público garantindo autenticidade
ConfereBB84	: verifica quais as bases do receptor que estão corretas
JuntaCertos	: preenche o vetor <i>certos</i> com os valores cujas bases coincidem
VerificaIntruso	: Verifica qual é a proporção de bits que foram alterados
MontaHash	: escolhe parâmetros para função de espalhamento e envia pelo canal
TestaHash	: verifica quais bits estão errados pelos resultado da função de espalhamento

C.1.3 EstadosNaoOrtogonais

Propriedades:

msg	: seqüência a partir do qual sairá a chave
estados	: indica quais os estados escolhidos pelo receptor para ler o canal quântico
chave	: resultado final
certos	: onde são guardados os valores coincidentes
escolhidos	: guarda as posições dos fótons que atravessaram o polarizador
a,b,c,h	: parâmetros da função de espalhamento

Métodos:

EnvioB92	: envia a mensagem para o canal de acordo com a polarização escolhida
RecepcaoB92	: recebe a mensagem do canal de acordo com a polarização escolhida
EnvioAutentic	: envia uma mensagem pelo canal público garantindo autenticidade
RecepcaoAutentic	: retira a mensagem do canal público garantindo autenticidade
JuntaCertos	: preenche o vetor <i>certos</i> com os valores definidos em <i>escolhidos</i>
MontaHash	: escolhe parâmetros para função de espalhamento e envia pelo canal
TestaHash	: verifica quais bits estão errados pelo resultado da função de espalhamento

C.1.4 usuario

Propriedades:

BasesConjugadas	BB84
EstadosNaoOrtogonais	B92

Métodos:

Construtor	: indica se o ataque é do tipo Breidbart ou não.
AtaqueB92	: escolhe valores para os fótons que não atravessaram polarizador no B92.

C.2 Outras funções e constantes

Além das classes anteriormente descritas, há algumas funções e procedimentos que não pertencem a nenhuma classe. Isto ocorre ou porque são apenas funções auxiliares como por exemplo a função *hash*, ou porque são a execução do protocolo que envolve todo o programa como é o caso das funções *execBB84* e *execB92*.

C.2.1 Funções

hash: calcula a função de espalhamento do tipo $h(x)=ax+b$ cujos parâmetros foram passados como argumento.

stol: converte 4 bytes em um long, é usado para ler um valor long do canal autêntico.

ltos: converte um long em 4 bytes, é usado para enviar um valor long pelo canal autêntico.

VerificaHash: Verifica se a sequência de A é igual a de B, recursivamente.

execBB84: Implementação do Protocolo BB 84.

execB92: Implementação do Protocolo B 92.

C.2.2 Constante usadas na autenticação

Indicam o papel de cada usuário. Usados durante a transmissão pelo canal com autenticação.

EMISSOR

RECEPTOR

C.2.3 Constantes para definir valores

FLAGNAOPASSA: este valor indica, no protocolo B92, que o fóton não atravessou o polarizador.

BITANTIGO: são descartadas as posições na sequência que possuem este valor.

C.2.4 Constantes para definir tipos de ataque

No B92, para as posições em que o fóton não atravessou o polarizador, o intruso deve escolher um valor. Estes valores são definidos segundo uma das abordagens abaixo:

ALEAT: o valor será escolhido aleatoriamente.

MANTEM: o valor referente ao eixo de polarização do intruso será mantido.

INV: o valor referente ao eixo de polarização do intruso será invertido.

C.3 Descrição dos principais métodos e funções

A seguir são descritas, na forma de pseudo-código, as principais funções implementadas.

C.3.1 função Principal (*main*)

```
main(opcao,tam,ruido)
```

parâmetros:

opcao : indica qual protocolo será executado.

1 - BB84 sem intruso

2 - BB84 com intruso

3 - B92 sem intruso

4 - B92 com intruso

5 - BB84 com ataque de Breidbart

tam : tamanho da sequência inicial usada para combinação da chave

ruido: taxa de ruido do canal (em porcentagem)

variáveis:

nome : nome dos arquivos com dados estatísticos e com a chave resultante.

0. BeginProgram

1. nome <- MontaNome(opcao,tam)

2. arq <- AbreArq(nome) > abre arquivo para guardar informações estatísticas

3. chaves<- AbreArq(nome+".key") > abre arquivo para armazenar chave resultante

4. dbg <- AbreArq(nome+".dbg") > abre arquivo para gravar dados intermediários

5. case opcao > verifica qual opção foi escolhida

6. = 1 : execBB84(0,ruido,tam) > BB84 sem intruso

7. = 2 : execBB84(1,ruido,tam) > BB84 com intruso

8. = 3 : execB92 (0,ruido,tam) > B92 sem intruso

9. = 4 : execB92 (1,ruido,tam) > B92 com intruso

10. = 5 : execBB84(2,ruido,tam) > BB84 com ataque de Breidbart

11. FechaArq(arq)

12. FechaArq(chaves)

13. FechaArq(dbg)

14.EndProgram

C.3.2 função Execução do Protocolo BB84 (*execBB84*)

```
execBB84(intruso,ruido,tam)
```

parâmetros:

```
intruso : booleano > indica se haverá presença de intruso ou não.
ruido   : real      > estimativa da taxa de ruido no canal quântico.
tam     : inteiro   > tamanho da mensagem inicial enviada pelo emissor.
```

variáveis:

```
bitsCorretos : inteiro > número de bases coincidentes para posições equivalentes
tamBloco     : inteiro > tamanho do bloco para que haja apenas 1 erro aproximadamente
numBlocos    : inteiro > número de blocos para verificação de erros
tamChave     : inteiro > tamanho da sequência final em comum
pos          : inteiro > usado para amplificação da privacidade
totalDif     : inteiro > total de erros encontrados na fase de detecção de intruso
dif          : inteiro > indica a diferença de bits num bloco no teste do espalhamento
taxaCoincid  : real    > porcentagem de acerto
Alice,Bob    : usuario > usuários legítimos: emissor e receptor respectivamente
Eva          : usuario > intruso
pipe         : string  > canal quântico
pipeAutentic : string  > canal público com autenticação, mas sem segurança
```

0. BeginProgram

1. > 1a fase - TRANSMISSÃO
2. Alice.Msg.Gera > Alice gera a Mensagem aleatoriamente com tamanho Tam
3. Alice.Bases.Gera > Alice gera suas bases para mandar Msg pelo canal
4. Alice.Msg.Envia > Alice envia a mensagem pelo canal
5. If intruso
6. Eva.Bases.Gera > Eva também gera suas bases para ler a Msg do canal
7. Eva.Msg.Recebe > Eva intercepta e retira a mensagem do canal

```

8.      Eva.Msg.Envia                > Eva reenvia a mensagem pelo canal
9.      EndIf
10.     Bob.Bases.Gera                > Bob gera suas bases para ler a Msg do canal
11.     Bob.Msg.Recebe                > Bob retira a mensagem do canal
12.     > 2a fase - RECONCILIAÇÃO
13.     Bob.escolhidos <- Bob.bases
14.     Bob.escolhidos.EnvioAutentico > Bob indica quais bases escolheu para ler a Msg
15.     If intruso
16.       Eva.escolhidos.RecebeAutentico > Eva vê quais foram as bases escolhidas por Bob
17.     EndIf
18.     Alice.escolhidos.RecebeAutentico > Alice vê quais são as bases do Bob
19.     Alice.JuntaCertos              > Alice verifica quais bases coincidiram com as do Bob
20.     Alice.certos.EnvioAutentico    > Alice informa quais bases de Bob que estão corretas
21.     If intruso
22.       Eva.posicao.RecebeAutentico > Eva guarda as bases corretas
23.       Eva.JuntaCertos              > Eva verifica quais das suas bases estão corretas
24.     EndIf
25.     Bob.posicao.RecebeAutentico     > Bob recebe a seqüência de bases corretas da Alice
26.     Bob.JuntaCertos                > Bob verifica quais das suas bases estão corretas
27.     > 3a fase - Correção de erros e detecção de intruso
28.     numBlocos <- chão(tamChave*ruido)/2 > verifica qual deve ser o tamanho dos blocos
29.     pos <- 0                        > para percorrer os blocos
30.     Do > calcula a distância de Hamming entre as seqüências de Alice e Bob
31.     PipeAutentic <- Bob.MontaHash  > Bob calcula o hash de trechos do bloco e envia
32.     If Intruso
33.       Eva.TestaHash (PipeAutentic) > Eva verifica qual foi o resultado da hash de Bob
34.     EndIf
35.     Alice.TestaHash (PipeAutentic) > Alice verifica se o resultado da hash é diferente
36.     PipeAutentic <- Alice.dif      > Alice indica quantos bits deu de diferença

```

```

37.   Bob.dif <- PipeAutentic      > Bob é informado sobre quantos bits não coincidem
38.   pos <- pos + tamBlocos      > vai para o bloco seguinte
39.   While (pos<tamChave)        > verifica se taxa de erro está acima do esperado
40.   If totalDif > esperado
41.     INTRUSO DETECTADO!!
42.     FINALIZA
43.   EndIf
44.   > 4a fase - Amplificacao da Privacidade
45.   Bob.DefineParametrosHash
46.   Bob.chave <- Bob.ResultadoHash
47.   PipeAutentic <- Bob.ParametrosHash
48.   Alice.ParametrosHash <- PipeAutentic
49.   Alice.chave <- Alice.ResultadoHash
50.   GravaArq(Alice.chave)
51   ndProgram

```

C.3.3 função Execução do Protocolo B92 (*execB92*)

execB92(intruso,ruido,tam)

parâmetros:

intruso : booleano > indica se haverá presença de intruso ou não.
 ruido : real > estimativa da taxa de ruido no canal quântico.
 tam : inteiro > tamanho da mensagem inicial enviada pelo emissor.

variáveis:

bitsCorretos : inteiro > número de bases coincidentes para posições equivalentes
 tamBloco : inteiro > tamanho do bloco para que contenha apenas 1 erro aproximadamente
 numBlocos : inteiro > número de blocos para verificação de erros

tamChave : inteiro > tamanho da sequência final em comum
 pos : inteiro > usado para amplificação da privacidade
 totalDif : inteiro > número total de erros encontrados na fase de detecção de intruso
 dif : inteiro > indica a diferença de bits num bloco no teste do espalhamento
 taxaCoincid : real > porcentagem de acerto
 Alice,Bob : usuario > usuários legítimos: emissor e receptor respectivamente
 Eva : usuario > intruso
 pipe : string > canal quântico
 pipeAutentic : string > canal público com autenticação, mas sem segurança
 ftonsPassaram: inteiro > indica quantos fótons que atravessaram o polarizador do receptor

0. BeginProgram

1. > 1a fase - TRANSMISSÃO

2. Alice.Msg.Gera > Alice gera a Mensagem aleatoriamente com tamanho Tam
3. Alice.Msg.Envia > Alice envia a mensagem pelo canal
4. If intruso
5. Eva.Estados.Gera > Eva gera seus eixos de polarização para ler a Msg
6. Eva.Msg.Recebe > Eva intercepta e retira a mensagem do canal
7. Eva.Msg.Envia > Eva reenvia a mensagem pelo canal
8. EndIf
9. Bob.Estados.Gera > Bob escolhe os ângulos de polarização para ler canal
10. Bob.Msg.Recebe > Bob retira a mensagem do canal

11. > 2a fase - RECONCILIAÇÃO

12. Bob.Msg.EnvioAutentico > Bob indica quais fótons atravessaram seu polarizador
13. If intruso
14. Eva.escolhidos.RecebeAutentico > Eva vê a posição dos fótons que passaram pelo Bob
15. Eva.JuntaCertos > Eva verifica quais das suas bases estão corretas
16. EndIf
17. Alice.escolhidos.RecebeAutentico > Alice vê as posições dos fótons que Bob leu

```
18. Alice.JuntaCertos          > Alice verifica qual é a informação do Bob
19. > 3a fase - Correção de erros e detecção de intruso
20. numBlocos <- chão(tamChave*ruido)/2 > verifica qual deve ser o tamanho dos blocos
21. pos <- 0                    > para percorrer os blocos
22. Do > verifica distância de Hamming do trecho cujas bases coincidem entre Alice e Bob
23.   PipeAutentic <- Bob.MontaHash > Bob calcula o hash de trechos do bloco e envia
24.   If Intruso
25.     Eva.TestaHash (PipeAutentic) > Eva verifica qual foi o resultado da hash de Bob
26.   EndIf
27.   Alice.TestaHash (PipeAutentic) > Alice verifica se o resultado da hash é diferente
28.   PipeAutentic <- Alice.dif    > Alice indica quantos bits deu de diferença
29.   Bob.dif <- PipeAutentic      > Bob é informado sobre quantos bits não coincidiram
30.   pos <- pos + tamBlocos       > vai para o bloco seguinte
31. While (pos<tamChave)          > verifica se taxa de erro está acima do esperado
32.   If totalDif > esperado
33.     INTRUSO DETECTADO!!
34.   FINALIZA
35.   EndIf
36. > 4a fase - Amplificacao da Privacidade
37. Bob.DefineParametrosHash
38. Bob.chave <- Bob.ResultadoHash
39. PipeAutentic <- Bob.ParametrosHash
40. Alice.ParametrosHash <- PipeAutentic
41. Alice.chave <- Alice.ResultadoHash
42.   GravaArq(Alice.chave)
43.EndProgram
```

Apêndice D

Listagem do programa de simulação dos protocolos

```
/*-----*
 * BB84 & B92
 * Protocolos Criptograficos Quanticos para Distribuicao de Chaves
 *
 * Luis Antonio Brasil Kowada
 *-----*/

#include <stdio.h>           // para gravar nos arquivos
#include <stdlib.h>          // para gerar os numeros aleatorios
#include <string.h>          // para funcao strcat
#include <time.h>            // para gerar numeros aleatorios
#include <dos.h>             // para funcao delay
#include <sys\timeb.h>        // para obter tempo aleat
#include <math.h>            // para funcoes ceil e cos
#include <values.h>          // para MAXFLOAT

#define CC                  (random(2))           // Cara ou Coroa (0 ou 1)
#define Escolhe(x)          (random(10000)<x*100) // Escolha proporcional
#define MAXLENMSG           20001                // Tamanho Maximo da Mensagem
#define MAXTAMBLOCO         100                  // tamanho maximo dos blocos
#define mR(r)               (75-(r*(1-(r/100)))) // media com ruido e intruso

#define M_112_5             2.35618898038468985769 // 112.5o

/* usado na autenticacao */
```



```

#define EMISSOR 1
#define RECEPTOR 0

/* constantes para definir o tipo de ataque no B92 */
#define ALEAT 0
#define MANTEM 1
#define INV -1

#define FLAGNAOPASSA 2 // para indicar no B92 que foton nao passou
#define BITANTIGO 5 // para indicar que o bit foi descartado

double BASE[6] = {0,M_PI_2,M_PI_4,M_112_5,M_PI_4/2,M_PI_2+(M_PI_4/2)};

FILE *arq, // para guardar informacoes estatisticas
      *dbg, // para guardar informacoes parciais
      *chaves; // para guardar as chaves resultantes

unsigned minKey=MAXINT,maxKey=0;
unsigned long minTime=MAXINT,maxTime=0;
float minDif=MAXINT,maxDif=0,mediaDif=0, // diferenca entre seqs de A e B
      mediaKey=0,
      mediaTime=0;

long numIntrusos=0, // numero de intrusos detectados
     numSuspeitos=0,
     mediaIntruso=0; // informacao do intruso

/*----- Classes -----*/
class sequencia {
private:
    char *msg; // armazena uma sequencia binaria
    unsigned tam; // armazena o tamanho da sequencia
public:
    sequencia(void) {tam=0;} // inicializa sequencia com tamanho 0
    unsigned Tam(void); // devolve o tamanho da sequencia
    void PreencheMsg(unsigned tam,char *Msg); // copia os valores de uma string
    void MostraMsg(char *titulo); // mostra a sequencia na tela
    char *Msg(void); // devolve um ponteiro para inicio da seq.
    char Msg_i(unsigned pos); // devolve o valor de uma posicao desejada
    int GeraMsg(unsigned tamanho); // preenche com valores aleatorios
    int ZeraMsg(unsigned tamanho); // zera todas as posicoes da sequencia
    void Copia(unsigned pos,char *string); // copia uma string no interior da seq.
    void operator = (sequencia m); // copia uma sequencia em outra
    unsigned ComparaMsg(char *MsgB); // verifica a dist. Hamming entre 2 seqs.
    unsigned GravaMsg(void); // escreve os valores da seq. num arquivo

```

```
};
```

```
class BasesConjugadas {
public:
    char Breidbart;        // para indicar se intruso fara ataque de Breidbart
    sequencia msg,         // sequencia a partir do qual saira' a chave
        base,              // bases usadas para ler/escrever msg do/no canal
        chave,             // resultado final
        certos,            // onde sao guardados os valores coincidentes
        APpos,             // posicao dos valores para Amplificacao da Privacidade
        escolhidos,        // guarda as bases que o outro(receptor) escolheu
        posicao;            // guarda as posicoes das bases coincidentes
    long a,b,c,h;          // para funcao Hash
    /* primeira fase */
    void EnvioBB84(unsigned tam,char *Pipe,float ruido);
    unsigned RecepcaoBB84(unsigned tam,char *Pipe);
    /* segunda fase */
    void EnvioAutentic(sequencia m,unsigned tam,char *PipeAutentic);
    void RecepcaoAutentic(sequencia *m,unsigned tam,char *PipeAutentic);
    unsigned ConfereBB84(void);
    int JuntaCertos(void);
    /* terceira fase */
    void MontaHash(unsigned tam,unsigned pos,char *);
    char TestaHash(char *PipeAutentic);
};
```

```
class EstadosNaoOrtogonais {
public:
    sequencia msg,         // sequencia a partir do qual saira' a chave
        estados,           // para medir sequencia
        chave,             // resultado final
        certos,            // onde sao guardados os valores coincidentes
        APpos,             // posicao dos valores para Amplificacao da Privacidade
        escolhidos,        // guarda as posicoes dos fotons que atravessaram
        posicao;            // guarda as posicoes das bases coincidentes
    long a,b,c,h;          // para funcao Hash
    /* primeira fase */
    void EnvioB92(unsigned tam,char *Pipe,float ruido);
    unsigned RecepcaoB92(unsigned tam,char *Pipe);
    /* segunda fase */
    void EnvioAutentic(sequencia m,unsigned tam,char *PipeAutentic);
    void RecepcaoAutentic(sequencia *m,unsigned tam,char *PipeAutentic);
    int JuntaCertos(void);
    /* terceira fase */
    void MontaHash(unsigned tam,unsigned pos,char *);
    char TestaHash(char *PipeAutentic);
};
```

```

};

class usuario {
public:
    usuario() {BB84.Breidbart=0;}
    usuario(char ataque) {if(ataque==2) BB84.Breidbart=1; else BB84.Breidbart=0;}
    void AtaqueB92(char tipo);
    BasesConjugadas BB84;
    EstadosNaoOrtgonais B92;
};

class intruso {
public:
    void AtaqueB92(char tipo);
    BasesConjugadas BB84;
    EstadosNaoOrtgonais B92;
};

/*----- Cabecalho das funcoes soltas -----*/
long hash(long a,long b,long c,long tam,char *s);
long stol(unsigned char s[4]);
void ltos(long l,char s[4]);
char VerificaHash(unsigned tam,unsigned pos,
                  BasesConjugadas *A,BasesConjugadas *B,char *pipe);
char VerificaHash(unsigned tam,unsigned pos,
                  EstadosNaoOrtgonais *A,EstadosNaoOrtgonais *B,char *pipe);
void execBB84(char intruso,float ruido,unsigned tam);
void execB92(char intruso,float ruido,unsigned tam);

/*----- Implementacao das funcoes soltas -----*/

/* como deve ser feita a chamada:
   quantica [opcao [tamanho [ruido [vezes]]]]
   onde opcao e':
       1 - BB84 s/ intruso
       2 - BB84 c/ intruso
       3 - B92 s/ intruso
       4 - B92 c/ intruso
       5 - BB84 c/ Breidbart
   os valores padroes sao: opcao=2, tamanho=500, ruido=0, vezes=1000
*/
void main(int argc,char *argv[]) {

    int i,vezes=1000;
    unsigned tam=500;

```

```

float ruido=0;
char nome[64]="-r",ext[4]=".";

if (argc<2)                // verifica se ha' argumentos
    argv[1][0]='2';
else if (argc==3)          // caso haja apenas a opcao e tamanho
    tam = atoi(argv[2]);
else if (argc==4) {        // caso haja tambem taxa de ruido
    tam = atoi(argv[2]);
    ruido = (float)atof(argv[3]);
}
else if (argc==5) {        // caso existam todos os parametros
    tam = atoi(argv[2]);
    ruido = (float)atof(argv[3]);
    vezes = atoi(argv[4]);
}

/* monta o nome dos arquivos */
nome[0]=argv[1][0];        // opcao
ltoa(tam,nome+2,10);        // o nome do arquivo e' <opcao>r<tam>
strcat(nome,".key");
chaves = fopen(nome,"a");
nome[strlen(nome)-4]='\0';
itoa(floor(ruido),ext+1,10);
strcat(nome,ext);
arq = fopen(nome,"a");
randomize();

switch(argv[1][0]) {
case '1':
/* BB84 sem intruso */
printf("\n-----BB84-----\n");
for(i=0;i<vezes;i++) {
    execBB84(0,ruido,tam);
    printf(".");
}
break;
case '2':
/* BB84 com intruso */
printf("\n-----BB84-----\n");
for(i=0;i<vezes;i++) {
    execBB84(1,ruido,tam);
    printf(".");
}
break;
case '3':

```

```

/* B92 sem intruso */
printf("\n-----B92-----\n");
for(i=0;i<vezes;i++) {
    execB92(0,ruido,tam);
    printf(".");
}
break;
case '4':
    /* B92 com intruso */
    printf("\n-----B92-----\n");
    for(i=0;i<vezes;i++) {
        execB92(1,ruido,tam);
        printf(".");
    }
    break;
case '5':
    /* BB84 com intruso */
    printf("\n-----BB84-Breidbart-----\n");
    for(i=0;i<vezes;i++) {
        execBB84(2,ruido,tam);
        printf(".");
    }
    break;
default:
    printf("\n%cOpcao Invalida:!!",7,argv[1]);
    printf("\nsintaxe:quantica [opcao [tamanho [ruido [vezes]]]]");
}

mediaDif /= vezes;
mediaKey /= vezes;
mediaTime /= vezes;
fprintf(arq,"\ncoinc:\t%.2f\t%.2f\t%.2f",minDif,mediaDif,maxDif);
fprintf(arq,"\tchave:\t%u\t%.2f\t%.2u",minKey,mediaKey,maxKey);
fprintf(arq,"\ttempo:\t%lu\t%.2f\t%lu",minTime,mediaTime,maxTime);
fprintf(arq,"\tintruso:\t%d",numIntrusos);
fprintf(arq,"\tpossiveis:\t%d",numSuspeitos);
fprintf(arq,"\tTamKeyIntruso:\t%.2lf", (1.0*mediaIntruso)/vezes);
fclose(arq);
fclose(chaves);
printf("\tintruso:\t%d",numIntrusos);
printf("\tpossiveis:\t%d",numSuspeitos);
}

/*-----
* hash - retorna o resultado de uma funcao de espalhamento
* do tipo: aX^7 + bX^4 + c mod 32

```

```

*
* paramentros:
*   a,b,c : coeficientes da funcao de 2o grau
*   tam   : tamanho da string de bits
*   s     : string de bits
*/
long hash(long a,long b,long c,long tam,char *s) {
    int i=0;
    long j=0;
    long X4=0,X7=0,H=0;

    while (j<tam) {
        for(i=0;i<32,j<tam;i++) // percorre um bloco
            X7+= s[j++]<<i;      // espelha um long: b1b2..b32 => b32..b2b1
        X4=X7*X7;                // X^2
        X7 *= X4;                // X^3
        X4 *= X4;                // X^4
        X7 *= X7*X4;             // X^7

        H+= a*X7+b*X4+c;
    }

    return H;
}

/*-----
* stol - converte 4 bytes em um long,
*        usado para ler da pipe
*/
long stol(unsigned char s[4]) {

    return ((long)s[0]<<24)+((long)s[1]<<16)+((long)s[2]<<8)+(long)s[3];
}

/*-----
* ltos - converte um long para 4 bytes,
*        usado para enviar pela pipe
*/
void ltos(long l,char s[4]) {

    s[0] = (l>>24)&0xFFFF;
    s[1] = (l>>16)&0xFFFF;
    s[2] = (l>>8)&0xFFFF;
    s[3] = l&0xFFFF;
}

```

```

/*-----
 * VerificaHash - verifica se a msg de A e' igual ao de B, recursivamente
 *
 * parametros:
 *   tamBloco - quantidade de valores a serem analisados
 *   pos      - inicio do bloco a ser considerado
 *   A, B     - referencia aos usuarios Alice e Bob
 *   pipe     - canal de comunicacao entre os usuarios
 *
 * retorna a distancia de Hamming das duas sequencias analisadas
 */
char VerificaHash(unsigned tamBloco,unsigned pos,BasesConjugadas *A,
                  BasesConjugadas *B,char *pipe) {

    char dif,impar;
    A->MontaHash(tamBloco,pos,pipe);
    dif=B->TestaHash(pipe);
    if(!dif) {
        /* divide o bloco pela metade e testa ambas partes isoladamente */
        impar = tamBloco&1;    // verifica se o bloco original tem tamanho impar
        tamBloco>>=1;
        dif=VerificaHash(tamBloco,pos,A,B,pipe);
        dif+=VerificaHash(tamBloco+impar,pos+tamBloco,A,B,pipe);
    } else
        return dif-1;

    return dif;
}

/*-----
 * VerificaHash - verifica se a msg de A e' igual ao de B, recursivamente
 *
 * parametros:
 *   tamBloco - quantidade de valores a serem analisados
 *   pos      - inicio do bloco a ser considerado
 *   A, B     - referencia aos usuarios Alice e Bob
 *   pipe     - canal de comunicacao entre os usuarios
 *
 * retorna a distancia de Hamming das duas sequencias analisadas
 */
char VerificaHash(unsigned tamBloco,unsigned pos,
                  EstadosNaoOrtognais *A,EstadosNaoOrtognais *B,char *pipe) {

    char dif,impar;
    A->MontaHash(tamBloco,pos,pipe);
    dif=B->TestaHash(pipe);

```

```

    if(!dif) {
        /* divide o bloco pela metade e testa ambas partes isoladamente */
        impar = tamBloco&1;    // verifica se o bloco original tem tamanho impar
        tamBloco>>=1;
        dif=VerificaHash(tamBloco,pos,A,B,pipe);
        dif+=VerificaHash(tamBloco+impar,pos+tamBloco,A,B,pipe);
    } else
        return dif-1;

    return dif;
}

/***** IMPLEMENTACAO DAS CLASSES *****/

                /*****\
                * classe sequencia *
                \*****/

/*-----
* MostraMsg - Mostra a sequencia na tela
*
* parametros: titulo: string antes da sequencia
*
*-----*/
void sequencia::MostraMsg(char *titulo) {

    unsigned i;

    printf("%s:",titulo);
    for(i=0;i<tam;i++)
        if(msg[i]!=FLAGNAOPASSA)                // diferente de -1
            if(msg[i]>1)
                printf("%c",msg[i]);
            else
                printf("%d",msg[i]);
        else
            printf(" ");
}

/*-----
* GravaMsg - Grava a sequencia no arquivo de chaves
*
* parametros: nenhum
*
*-----*/
unsigned sequencia::GravaMsg(void) {

```



```

unsigned i,j=0;

fprintf(chaves,"\n%d:",tam);
for(i=0;i<tam;i++)
    if(msg[i]!=FLAGNAOPASSA) {
        fprintf(chaves,"%d",msg[i]);
        j++;
    }
fprintf(chaves,"\n%d:",j);

    return j;
}

/*-----
 * Copia- Copia a sequencia para uma string
 *
 * parametros: string de destino
 *
 *-----*/
void sequencia::Copia(unsigned pos,char *str) {

    unsigned i;

    for(i=pos;i<tam;i++)
        str[i]=msg[i];
}

/*-----
 * Msg - permite uma string apontar para a sequencia
 *
 * parametros: nenhum
 *
 *-----*/
char* sequencia::Msg() {

    return msg;
}

/*-----
 * Tam - devolve o tamanho da sequencia
 *
 * parametros: nenhum
 *
 *-----*/
unsigned sequencia::Tam() {

```

```

        return tam;
    }

/*-----
 * Msg_i - devolve o i-esimo elemento da sequencia (a partir do zero)
 *
 * parametros: pos : posicao
 *
 *-----*/
char sequencia::Msg_i(unsigned pos) {

    return msg[pos];
}

/*-----
 * GeraMsg - Preenche a sequencia com 0's e 1's aleatoriamente
 *
 * parametros:
 *   tamanho : novo tamanho da sequencia
 *
 *-----*/
int sequencia::GeraMsg(unsigned tamanho) {

    unsigned i;

    if (tamanho>MAXLENMSG) {
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return -1;
    }
    tam=tamanho;
    if(!(msg = new char[tam])) {
        printf("%cErro!! Nao foi possivel alocar memoria para Mensagem\n",7);
        return -1;
    }
    for(i=0;i<tam;i++)
        msg[i]=CC;

    return 0;    // tudo ok!
}

/*-----
 * ZeraMsg - Preenche a sequencia com 0's
 *
 * parametros:
 *   tamanho : novo tamanho da sequencia

```

```

*
*-----*/
int sequencia::ZeraMsg(unsigned tamanho) {

    unsigned i;

    if (tamanho>MAXLENMSG) {
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return -1;
    }

    if (tamanho>tam) {
        tam = tamanho;
        msg = new char[tam];
    }

    for(i=0;i<tam;i++)
        msg[i]=0;

    return 0;    // tudo ok!
}

/*-----
* PreencheMsg - Preenche a sequencia a partir de uma string
*
* parametros:
*   Msg: string a ser copiada
*   Tam: novo tamanho
*
*-----*/
void sequencia::PreencheMsg(unsigned Tam,char *Msg) {

    unsigned i;

    if (Tam>MAXLENMSG) {
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return;
    }
    if(Tam>tam) {
        tam = Tam;
        msg = new char[tam];
    }
    for(i=0;i<Tam;i++)
        msg[i]=Msg[i];
}

```

```

/*-----
 * ComparaMsg - Verifica quantos bits coincidem na sequencia em relacao a outra
 *
 * parametros:
 *   MsgB - Mensagem a ser comparada com esta
 *
 * retorno: Numero de bits iguais
 *
 *-----*/
unsigned sequencia::ComparaMsg(char *MsgB) {

    unsigned i,corretos=0;

    for(i=0;i<tam;i++)
        if(msg[i]==MsgB[i])
            corretos++;

    return (corretos);
}

/*-----
 * PreencheMsg - Preenche a sequencia a partir de outra sequencia
 *
 * parametros:
 *   m: sequencia a ser copiada
 *
 *-----*/
void sequencia::operator =(sequencia m) {
    unsigned i;
    char *p;

    if(m.Tam()>tam) {
        msg = new char[tam];
    }
    tam = m.Tam();
    p = new char[tam];
    p = m.Msg();
    for(i=0;i<tam;i++)
        msg[i]=p[i];
}

                /*****\
                * classe usuario *
                \*****/

/*-----

```

```

* AtaqueEvaB92
* modifica a mensagem que obteve de forma a tornar o ataque + eficiente
*
* parametros:
*     tipo : tipo de abordagem para os fotons que nao passaram
*           - ALEAT : gera novamente os valores
*           - MANTEM : nao modifica
*           - INV   : inverte o valor
*     Msg   : string a ser preenchida
*     Base  : base original de Eva
*
*-----*/
void usuario::AtaqueB92(char tipo) {

    unsigned i;
    char *Msg;

    Msg = B92.msg.Msg();
    for(i=0;i<B92.msg.Tam();i++)
        if(Msg[i]==FLAGNAOPASSA) {          /* foton nao atravessou */
            Msg[i]=B92.estados.Msg_i(i);
            switch(tipo) {
                case ALEAT : Msg[i]= CC;
                case MANTEM : Msg[i]= B92.estados.Msg_i(i); break;
                case INV   : Msg[i]=!(B92.estados.Msg_i(i)&1); break;
                default    : Msg[i]= B92.estados.Msg_i(i);
            }
        } else
            Msg[i]= B92.estados.Msg_i(i);

    B92.msg.PreencheMsg(B92.msg.Tam(),Msg);
}

                /*****\
                * classe BasesConjugadas *
                \*****/

/*-----
* EnvioBB84 - manda a mensagem para a Pipe (de acordo com BB84)
*
* parametros de entrada:
*     tam - tamanho da Mensagem
*     Msg - Mensagem
*     Base - Base para polarizacao
*
* para codificar : 2 x bit + baseA

```

```

*
* saida: Pipe com a Mensagem
*
*-----*/
void BasesConjugadas::EnvioBB84(unsigned tam,char *Pipe,float ruído) {

    unsigned i;

    if (tam>MAXLENMSG) {    /* Verifica se o tamanho e' valido */
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return;
    }
    for(i=0;i<tam;i++)      // nova versao!!
    {
        if(Escolhe(ruido))
            if(Breidbart)
                Pipe[i] = 4+!msg.Msg_i(i);
            else
                Pipe[i] = (base.Msg_i(i)<<1)+!msg.Msg_i(i);
        else
            if(Breidbart)
                Pipe[i] = 4+msg.Msg_i(i);
            else
                Pipe[i] = (base.Msg_i(i)<<1)+msg.Msg_i(i);
    }
}

/*-----
* RecepcaoBB84 - recebe a mensagem da Pipe (de acordo com BB84)
*
* parametros:
*   tam - tamanho da Mensagem
*   Pipe - Canal com os "fotons polarizados"
*   Base - Base para leitura da "polarizacao"
*   Msg - Mensagem gerada apartir da Pipe e da Base
*
* para decodificar: bit = pipe / 2 (se a base estiver correta)
*
* retorno: Numero de bits corretos
*
*-----*/
unsigned BasesConjugadas::RecepcaoBB84(unsigned tam,char *Pipe) {

    unsigned i,corretos=0;
    char          Msg[MAXLENMSG];
    double        result;

```

```

if (tam>MAXLENMSG) {    /* Verifica se o tamanho e' valido */
    printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
    return -1;
}
for(i=0;i<tam;i++) {
    if(Breidbart)
        result = cos(BASE[Pipe[i]]-BASE[4]);
    else
        result = cos(BASE[Pipe[i]]-BASE[base.Msg_i(i)<<1]);
    if(Escolhe(result*result*100))
        Msg[i]=0;
    else
        Msg[i]=1;
}
msg.PreencheMsg(tam,Msg);

return (corretos);
}

/*-----
* Confere - verifica quais as bases do receptor que estao corretas
*
* retorno: Numero de bits corretos
*
*-----*/
unsigned BasesConjugadas::ConfereBB84(void) {

    unsigned contador,tamCorretos=0,tam;
    char *temp,*temp2,*temp3;

    tam = escolhidos.Tam();
    if(!tam) {
        printf("Nao executou RecepcaoAutentic antes!!");
        return -1;
    }
    temp = escolhidos.Msg();
    temp2 = base.Msg();
    temp3 = (char*)malloc(sizeof(char)*tam);
    for(contador=0;contador<tam;contador++)
        if(temp[contador]==temp2[contador]) {
            temp3[contador]=1;
            tamCorretos++;
        }
        else
            temp3[contador]=FLAGNAOPASSA;

```

```

    posicao.PreencheMsg(tam,temp3);          // passa a guardar posicoes corretas

    return tamCorretos;
}

/*-----
 * JuntaCertos - preenche o vetor certos com os valores de bases coincidentes
 *
 * parametro: nenhum
 *
 * retorno: -1 se deu problema
 *
 *-----*/
int BasesConjugadas::JuntaCertos(void) {

    unsigned contador1,contador2=0,tam;
    char *temp,*temp2,*temp3;

    tam = escolhidos.Tam();
    if(!tam) {
        printf("Nao executou RecepcaoAutentic antes!!");
        return -1;
    }
    temp = msg.Msg();
    temp2 = posicao.Msg();
    temp3 = (char*)malloc(sizeof(char)*tam);
    for(contador1=0;contador1<tam;contador1++)
        if(temp2[contador1]!=FLAGNAOPASSA)
            temp3[contador2++]=temp[contador1];

    certos.PreencheMsg(contador2,temp3);    // passa a guardar posicoes corretas

    return 1;
}

/*-----
 * EnvioAutentico - manda a mensagem garantindo autenticidade
 *
 *                  e' usado por ambos protocolos
 *
 * parametros de entrada:
 *   tam - tamanho da Mensagem
 *   Pipe - canal quantico
 *
 * saida: Pipe com a Mensagem
 *
 *-----*/

```



```

*-----*/
void BasesConjugadas::EnvioAutentic(sequencia m,unsigned tam,char *Pipe) {

    unsigned i;

    if (tam>MAXLENMSG) {    /* Verifica se o tamanho e' valido */
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return;
    }
    if(&m==&base)
        escolhidos.PreencheMsg(tam,base.Msg());
    for(i=0;i<tam;i++)
        Pipe[i]=m.Msg_i(i);
}

/*-----
* RecepcaoAutentic - retira a mensagem do canal publico garantindo autenticidade
*                     e' usado por ambos protocolos
*
* parametros de entrada:
*   tam - tamanho da Mensagem
*   Msg - Mensagem
*   Pipe - canal quantico
*
* saida: Mensagem
*
*-----*/
void BasesConjugadas::RecepcaoAutentic(sequencia *m,unsigned tam,char *Pipe) {

    if (tam>MAXLENMSG) {    /* Verifica se o tamanho e' valido */
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return;
    }
    m->PreencheMsg(tam,Pipe);
}

/*-----
* MontaHash - escolhe parametros para hash e envia pela pipe
*
* parametros:
*   tam : tamanho do bloco considerado
*   pos : posicao do inicio do bloco
*   PipeAutentic - que contem:
*       posicao do inicio do bloco, quantidade, a,b,c e resultado do Hash
*
*
*

```

```

* obs. Joga fora o 1o bit da seq.
*/
void BasesConjugadas::MontaHash(unsigned tam,unsigned pos,char *pipe) {

    char *string;

    a = (long)rand() <<16;
    a +=rand();
    b = (long)rand() <<16;
    b +=rand();
    c = (long)rand() <<16;
    c +=rand();
    h=hash(a,b,c,tam,certos.Msg()+pos);
    string = certos.Msg()+pos;
    string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit
    /* envia os resultados pela pipe autentica */
    ltos(pos,pipe);
    ltos(tam,pipe+4);
    ltos(a,pipe+8);
    ltos(b,pipe+12);
    ltos(c,pipe+16);
    ltos(h,pipe+20);

}

/*-----
* testaHash - verifica qual bit esta errado pelo resultado do Hash
*
* parametro:
*   PipeAutentic - que contem:
*       posicao do inicio do bloco, quantidade, a,b,c e resultado do Hash
*
* retorna: 0 - se ok      1 - se mais de 2 bits estao alterados
*
* obs. Joga fora o 1o bit da seq.
*/
char BasesConjugadas::TestaHash(char *PipeAutentic) {

    unsigned pos,tam,i,j,anterior1,anterior2;
    char *string;

    pos = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    tam = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    a = stol(PipeAutentic);

```

```

PipeAutentic+=4;
b = stol(PipeAutentic);
PipeAutentic+=4;
c = stol(PipeAutentic);
PipeAutentic+=4;
h = stol(PipeAutentic);
PipeAutentic+=4;

PipeAutentic-=24;

string = certos.Msg()+pos;
if(h==hash(a,b,c,tam,string)) {
    string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit do bloco
    return 1;
}
else {
    for(i=0;i<tam;i++) { // faz uma alteracao na string
        anterior1=string[i];
        if(string[i]==0) // inverte o i-esimo bit
            string[i]=1;
        else
            string[i]=0;
        if(h==hash(a,b,c,tam,string)) { // testa alteracao de 1 bit
            string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit do bloco
            return 2;
        }
        for(j=i+1;j<tam;j++) {
            anterior2=string[j];
            if(string[j]==0) // inverte o j-esimo bit, alem do i-esimo
                string[j]=1;
            else
                string[j]=0;
            if(h==hash(a,b,c,tam,string)) {
                string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit do bloco
                return 3;
            }
            string[j]=anterior2; // volta o bit anterior para seu valor normal
        }
        string[i]=anterior1; // volta o bit anterior para seu valor normal
    }
}

string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit do bloco
return 0;
}

```

```

                /*****\
                * classe BasesNaoOrtogonais *
                \*****/

/*-----
* EnvioB92 - manda a mensagem para a Pipe (de acordo com B92)
*
* parametros de entrada:
*   tam - tamanho da Mensagem
*   Msg - Mensagem
*   Pipe - canal quantico
*
* para codificar : Pipe = Msg
*   0 significa foton polarizado com 90o (|)
*   1 significa foton polarizado com 45o (/)
*
* saida: Pipe com a Mensagem
*
*-----*/
void EstadosNaoOrtogonais::EnvioB92(unsigned tam,char *Pipe,float ruido) {

    unsigned i;

    if (tam>MAXLENMSG) {    /* Verifica se o tamanho e' valido */
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return;
    }
    for(i=0;i<tam;i++) {
        Pipe[i]=msg.Msg_i(i);
        if(Escolhe(ruido))
            Pipe[i]=!Pipe[i];
    }
}

/*-----
* RecepcaoB92 - recebe a mensagem da Pipe (de acordo com B92)
*
* parametros:
*   tam - tamanho da Mensagem
*   Pipe - Canal com os "fotons polarizados"
*
* recepcao:
* -   base:
*   0 significa foton polarizado com -45o (\)
*   1 significa foton polarizado com 0o (-)
* -   Msg:

```

```

* 0 significa que foton nao passou pelo polarizador
* 1 significa que foton passou pelo polarizador
*
* retorno: Numero de bits corretos
*
*-----*/
unsigned EstadosNaoOrtognais::RecepcaoB92(unsigned tam,char *Pipe) {

    unsigned i,corretos=0;
    char *Msg,*Certos,*Pos;

    if (tam>MAXLENMSG) { /* Verifica se o tamanho e' valido */
        printf("%cErro!! Estouro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return -1;
    }

    Msg    = new char[tam];
    Pos    = new char[tam];
    Certos = new char[tam];
    for(i=0;i<tam;i++)
        if(Pipe[i]==estados.Msg_i(i)) { /* A base esta' correta */
            /* o foton passa ou nao aleatoriamente */
            if(CC) { /* se o foton passou */
                Msg[i]=estados.Msg_i(i); /* o foton passa */
                Certos[corretos++] = Msg[i];
                Pos[i]=1;
            } else {
                Msg[i]=FLAGNAOPASSA; /* o foton nao passa */
                Pos[i]=FLAGNAOPASSA;
            }
        } else {
            Msg[i]=FLAGNAOPASSA; /* o foton nao passa */
            Pos[i]=FLAGNAOPASSA;
        }
    }
    msg.PreencheMsg(tam,Msg);
    posicao.PreencheMsg(tam,Pos);
    certos.PreencheMsg(corretos,Certos);

    return (corretos);
}

/*-----
* EnvioAutentico - manda a mensagem garantindo autenticidade
*                  e' usado por ambos protocolos
*
* parametros de entrada:

```

```

*   tam - tamanho da Mensagem
*   Msg - Mensagem
*   Pipe - canal quantico
*
*   saida: Pipe com a Mensagem
*
*   estado: ok!
*-----*/
void EstadosNaoOrtogonais::EnvioAutentic(sequencia m,unsigned tam,char *Pipe) {

    unsigned i;

    if (tam>MAXLENMSG) {    /* Verifica se o tamanho e' valido */
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return;
    }
    for(i=0;i<tam;i++)
        Pipe[i]=m.Msg_i(i);
}

/*-----
*   RecepcaoAutentic - retira os dados do canal publico garantindo autenticidade
*                       e' usado por ambos protocolos
*
*   parametros de entrada:
*   tam - tamanho da Mensagem
*   Msg - Mensagem
*   Pipe - canal quantico
*
*   saida: Mensagem
*
*-----*/
void EstadosNaoOrtogonais::RecepcaoAutentic(sequencia *m,unsigned tam,char *Pipe){

    if (tam>MAXLENMSG) {    /* Verifica se o tamanho e' valido */
        printf("%cErro!! Estoro no tamanho da Mensagem\n",7);
        return;
    }
    m->PreencheMsg(tam,Pipe);
}

/*-----
*   JuntaCertos - preenche o vetor certos com os valores de bases coincidentes
*
*   parametro: nenhum

```

```

*
* retorno: -1 se deu problema
*
*-----*/
int EstadosNaoOrtogonalis::JuntaCertos(void) {

    unsigned contador1,contador2=0,tam;
    char *Certos,*Pos,*Valores;

    tam = posicao.Tam();
    if(!tam) {
        printf("%c%cNao executou RecepcaoAutentic antes!!",7,7);
        return -1;
    }
    Pos = posicao.Msg();
    Valores = msg.Msg();
    Certos = new char[tam];
    for(contador1=0;contador1<tam;contador1++)
        if(Pos[contador1]!=FLAGNAOPASSA)
            Certos[contador2++]=Valores[contador1];

    certos.PreencheMsg(contador2,Certos);    // passa a guardar posicoes corretas

    return 1;
}

/*-----
* MontaHash - escolhe parametros para hash e envia pela pipe
*
* parametros:
* tam : tamanho do bloco considerado
* pos : posicao do inicio do bloco
* PipeAutentic - que contem:
*     posicao do inicio do bloco, quantidade, a,b,c e resultado do Hash
*
*
* obs. Joga fora o 1o bit da seq.
*/
void EstadosNaoOrtogonalis::MontaHash(unsigned tam,unsigned pos,char *pipe) {

    char *string;

    a = (long)rand() <<16;
    a +=rand();
    b = (long)rand() <<16;
    b +=rand();

```

```

    c = (long)rand() <<16;
    c +=rand();
    h=hash(a,b,c,tam,certos.Msg()+pos);
    string = certos.Msg()+pos;
    string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit
    /* envia os resultados pela pipe autentica */
    ltos(pos,pipe);
    ltos(tam,pipe+4);
    ltos(a,pipe+8);
    ltos(b,pipe+12);
    ltos(c,pipe+16);
    ltos(h,pipe+20);

}

/*-----
* testaHash - verifica qual bit esta errado pelo resultado do Hash
*
* parametro:
*   PipeAutentic - que contem:
*       posicao do inicio do bloco, quantidade, a,b,c e resultado do Hash
*
* retorna: 0 - se ok      1 - se mais de 2 bits estao alterados
*
* obs. Joga fora o 1o bit da seq.
*/
char EstadosNaoOrtogonais::TestaHash(char *PipeAutentic) {

    unsigned pos,tam,i,j,anterior1,anterior2;
    char *string;

    pos = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    tam = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    a = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    b = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    c = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    h = stol(PipeAutentic);
    PipeAutentic+=4;
    PipeAutentic-=24;
    string = certos.Msg()+pos;

```



```

    if(h==hash(a,b,c,tam,string)) {
        string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit
        return 1;
    }
    else {
        for(i=0;i<tam;i++) { // faz uma alteracao na string
            anterior1=string[i];
            if(string[i]==0) // inverte o i-esimo bit
                string[i]=1;
            else
                string[i]=0;
            if(h==hash(a,b,c,tam,string)) { // testa alteracao de 1 bit
                string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit
                return 2;
            }
            for(j=i+1;j<tam;j++) {
                anterior2=string[j];
                if(string[j]==0) // inverte o j-esimo bit, alem do i-esimo
                    string[j]=1;
                else
                    string[j]=0;
                if(h==hash(a,b,c,tam,string)) {
                    string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit
                    return 3;
                }
                string[j]=anterior2; // volta o bit anterior para seu valor normal
            }
            string[i]=anterior1; // volta o bit anterior para seu valor normal
        }
    }

    string[0] = FLAGNAOPASSA;          // descarta 1 bit
    return 0;
}

```

```

/*-----
* execBB84 - Implementacao do Protocolo BB 84
*
* parametros:
*   intruso: flag indicando se houvera' intruso ou nao.
*   ruido  : taxa de ruido do canal quantico (em porcentagem)
*   tam    : define o tamanho da Mensagem
*
*-----*/

```

```

void execBB84(char intruso,float ruido,unsigned tam) {

    unsigned bitsCorretos, // Numero de bases em comum (p/ mesmas posicoes)
           tamBloco,      // Tamanho do bloco para que contenha apenas 1 erro aprox.
           numBlocos,     // Numero de blocos para verificacao de erros
           tamChave,      // tamanho da sequencia final em comum
           pos,           // para Amplificacao da Privacidade
           totalDif=0,    // numero total de erros encontrados na Amplific Priv
           dif=0;         // indica a diferenca de bits num bloco no teste do hashing
    float   taxaCoincid;  // Porcentagem de acerto
    usuario Alice,Bob;
    usuario Eva(intruso);
    char     pipe[MAXLENMSG], // Canal quantico
           pipeAutentic[MAXLENMSG]; // Canal publico com autenticacao

    struct timeb ti,tf;
    unsigned long tempo,tamIntruso;

    ftime(&ti);

    /*----- Primeira Fase - Envio e Recepcao da Mensagem -----*/
    Alice.BB84.msg .GeraMsg(tam); // Alice gera a Mensagem aleatoriamente
    Alice.BB84.base.GeraMsg(tam); // Alice gera suas bases para mandar Msg pelo canal
    Alice.BB84.EnvioBB84(tam,pipe,ruido); // Alice envia a mensagem pelo canal
    if(intruso) { // Intercepcao de um intruso
        Eva.BB84.base.GeraMsg(tam); // Eva tambem gera suas bases para ler a Msg do Pipe
        Eva.BB84.RecepcaoBB84(tam,pipe); // Eva intercepta e retira a mensagem do canal
        Eva.BB84.EnvioBB84(tam,pipe,ruido); // Eva reenvia a mensagem pelo canal
    }
    Bob. BB84.base.GeraMsg(tam); // Bob gera suas bases para ler a Msg do canal
    /* Leitura por parte do usuario autorizado */
    Bob.BB84.RecepcaoBB84(tam,pipe); // Bob retira a mensagem do canal

    /*----- Segunda Fase - Reconciliacao -----*/
    Bob.BB84.escolhidos=Bob.BB84.base; // Bob indica quais sao suas bases
    Bob.BB84.EnvioAutentic(Bob.BB84.escolhidos,tam,pipeAutentic);
    /* Alice confere quais as bases coincidentes e diz para o Bob */
    Alice.BB84.RecepcaoAutentic(&Alice.BB84.escolhidos,tam,pipeAutentic);
    Alice.BB84.ConfereBB84();
    Alice.BB84.JuntaCertos();
    if(intruso) // Eva tambem recebe as bases escolhidas por Bob
        Eva.BB84.RecepcaoAutentic(&Eva.BB84.escolhidos,tam,pipeAutentic);
    // Alice diz quais as bases de Bob que estão corretas
    Alice.BB84.EnvioAutentic(Alice.BB84.posicao,tam,pipeAutentic);
    if(intruso) { // Eva fica sabendo quais bases corretas

```

```

    Eva.BB84.RecepcaoAutentic(&Eva.BB84.posicao,tam,pipeAutentic);
    Eva.BB84.JuntaCertos();
}
Bob.BB84.RecepcaoAutentic(&Bob.BB84.posicao,tam,pipeAutentic);
Bob.BB84.JuntaCertos();

/*-- Terceira fase - Correcao de erros e deteccao de intruso ----*/
/* Bob envia para Alice alguns bits corretos */
Bob.BB84.APpos.ZeraMsg(Bob.BB84.certos.Tam()+1);
bitsCorretos = Alice.BB84.certos.ComparaMsg(Bob.BB84.certos.Msg());
tamChave      = Alice.BB84.certos.Tam();
taxaCoincid   = 100*(float)bitsCorretos/tamChave;
fprintf(arq,"\n %3.2f \t%u \t %u",taxaCoincid,bitsCorretos,tamChave);
fprintf(arq,"\t%2.2f",ruído);
numBlocos = floor(tamChave*ruído/100.0); // verifica qual deve ser o tamanho dos blocos
if(ruído)
    tamBloco = ceil(tamChave/(float)numBlocos);
else
    tamBloco = (tamChave>>1)+(tamChave&1); // divide o bloco pela metade
if (tamBloco > MAXTAMBLOCO)
    tamBloco = MAXTAMBLOCO>>1;
pos=0;
do {
    dif=VerificaHash(tamBloco,pos,&Alice.BB84,&Bob.BB84,pipeAutentic);
    totalDif += dif;
    pos += tamBloco;
    if(pos+tamBloco>tamChave)
        tamBloco=tamChave-pos;
} while(tamBloco>0);
fprintf(arq,"\t%u",totalDif);
/* Verifica se ha' intruso */
if(taxaCoincid<(mR(ruído)+200/sqrt(tam))) { // verifica se erro acima do esperado
    numIntrusos++;
    fprintf(arq,"\t!!!");
} else
    if (taxaCoincid<(mR(ruído)+25-200/sqrt(tam))) {
        numSuspeitos++;
        fprintf(arq,"\t<!!>");
    } else
        fprintf(arq,"\t###");

/*-- Quarta fase - Amplificacao da Privacidade -----*/

Alice.BB84.certos.GravaMsg();
tamChave=Bob.BB84.certos.GravaMsg();

```

```

    if(intruso) {
        fprintf(arq, "\tcom");
        Eva.BB84.certos.GravaMsg();
    }
    else
        fprintf(arq, "\tsem");

    fprintf(arq, "[ %d ]", tamChave);

    ftime(&tf);
    tempo = tf.time*1000+tf.millitm-ti.time*1000-ti.millitm;
    fprintf(arq, "\t%ld", tempo);
    tamIntruso = Eva.BB84.certos.ComparaMsg(Alice.BB84.certos.Msg());
    fprintf(arq, "\t%ld", tamIntruso);
    mediaIntruso += tamIntruso;
    /* para analise estatistica */
    mediaTime += tempo;
    if (tempo>maxTime)
        maxTime = tempo;
    else if (tempo<minTime)
        minTime = tempo;
    mediaDif+=taxaCoincid;
    if (taxaCoincid>maxDif)
        maxDif= taxaCoincid;
    else if (taxaCoincid<minDif)
        minDif= taxaCoincid;
    mediaKey+=tamChave;
    if (tamChave>maxKey)
        maxKey= tamChave;
    else if (tamChave<minKey)
        minKey= tamChave;
}

/*-----
* execB92 - Implementacao do Protocolo B92
*
* parametros:
*   intruso: flag indicando se houvera' intruso ou nao.
*   ruido   : taxa de ruido do canal
*   tam     : define o tamanho da Mensagem
*
*-----*/
void execB92(char intruso,float ruido,unsigned tam) {

    unsigned bitsCorretos, // Tamanho da mensagem em comum

```

```

    ftonsPassaram, // Numero de ftons que atravessaram o polarizador
    tamChave,      // tamanho da sequencia final em comum
    tamBloco,      // Tamanho do bloco para que contenha apenas 1 erro aprox.
    numBlocos,     // Numero de blocos para verificacao de erros
    pos,           // para Amplificacao da Privacidade
    totalDif=0,    // numero total de erros encontrados na Amplific Priv
    dif=0;         // indica a diferenca de bits num bloco no teste do hashing
float taxaCoincid; // Porcentagem de acerto
usuario Alice,Bob;
usuario Eva;
char   pipe[MAXLENMSG],          // Canal quantico
       pipeAutentic[MAXLENMSG];  // Canal publico com autenticacao

struct timeb ti,tf;
unsigned long  tempo,tamIntruso;

ftime(&ti);

/* Primeira Fase - Envio e Recepcao da Mensagem */
Alice.B92.msg.GeraMsg(tam);      /* Alice gera a Mensagem aleatoriamente */
if(intruso) {
    Eva.B92.estados.GeraMsg(tam); // Eva gera seus eixos de polarizacao para ler a Msg
}
Bob.B92.estados.GeraMsg(tam);    // Bob gera seus angulos de polarizacao para ler a Msg
Alice.B92.EnvioB92(tam,pipe,ruido); // Alice envia a mensagem pelo canal
/* Intercepcao de um intruso */
if(intruso) {
    Eva.B92.RecepcaoB92(tam,pipe); // Eva intercepta e retira a mensagem do canal
    Eva.AtaqueB92(INV); /* tipos:ALEAT,MANTEM,INV */
    Eva.B92.EnvioB92(tam,pipe,ruido); // Eva reenvia a mensagem pelo canal
}
/* Leitura por parte do usuario autorizado */
Bob.B92.RecepcaoB92(tam,pipe); // Bob retira a mensagem do canal

bitsCorretos = Alice.B92.msg.ComparaMsg(Bob.B92.estados.Msg());

/*----- Segunda Fase - Reconciliacao -----*/
// Bob indica quais as posições dos ftons passaram pelo seu polarizador
Bob.B92.EnvioAutentic(Bob.B92.posicao,tam,pipeAutentic);
/* Alice recebe as posicoes que passaram */
Alice.B92.RecepcaoAutentic(&Alice.B92.posicao,tam,pipeAutentic);
Alice.B92.JuntaCertos();
if(intruso) {

```

```

    Eva.B92.RecepcaoAutentic(&Eva.B92.posicao,tam,pipeAutentic);
    Eva.B92.JuntaCertos();
}
bitsCorretos = Alice.B92.certos.ComparaMsg(Bob.B92.certos.Msg());
tamChave      = Alice.B92.certos.Tam();
/* Terceira fase - Correcao de erros e deteccao de intruso ----*/
/* Amplificacao da Privacidade */
/* Bob envia para Alice alguns bits corretos */
Bob.B92.Apos.ZeraMsg(Bob.B92.certos.Tam()+1);
bitsCorretos = Alice.B92.certos.ComparaMsg(Bob.B92.certos.Msg());
tamChave      = Alice.B92.certos.Tam();
taxaCoincid   = 100*(float)bitsCorretos/tamChave;
fprintf(arq,"\n %3.2f \t%u \t %u",taxaCoincid,bitsCorretos,tamChave);
fprintf(arq,"\t%2.2f",ruído);
numBlocos = floor(tamChave*ruído/100.0); // verifica qual deve ser o tamanho dos blocos
if(!numBlocos) numBlocos++;
if(ruído)
    tamBloco = ceil(tamChave/(float)numBlocos);
else
    tamBloco = (tamChave>>1)+(tamChave&1); // divide o bloco pela metade
if (tamBloco > MAXTAMBLOCO)
    tamBloco = MAXTAMBLOCO>>1;
pos=0;
do {
    dif=VerificaHash(tamBloco,pos,&Alice.B92,&Bob.B92,pipeAutentic);
    totalDif += dif;
    pos += tamBloco;
    if(pos+tamBloco>tamChave)
        tamBloco=tamChave-pos;
} while(tamBloco>0);
fprintf(arq,"\t%u",totalDif);
/* Verifica se ha' intruso */
if(taxaCoincid<(mR(ruído)+280/sqrt(tam))) { // verifica se erro acima do esperado
    numIntrusos++;
    fprintf(arq,"\t!!!");
} else
    if (taxaCoincid<(mR(ruído)+25-280/sqrt(tam))) {
        numSuspeitos++;
        fprintf(arq,"\t<!")
    } else
        fprintf(arq,"\t###");

Alice.B92.certos.GravaMsg();
tamChave=Bob.B92.certos.GravaMsg();

if(intruso) {

```

```

    fprintf(arq, "\tcom");
    Eva.B92.certos.GravaMsg();
}
else
    fprintf(arq, "\tsem");

fprintf(arq, "[ %d ]", tamChave);
ftime(&tf);
tempo = tf.time*1000+tf.millitm-ti.time*1000-ti.millitm;
fprintf(arq, "\t%ld", tempo);
tamIntruso = Eva.B92.certos.ComparaMsg(Alice.B92.certos.Msg());
fprintf(arq, "\t%ld", tamIntruso);
mediaIntruso += tamIntruso;
/* para analise estatistica */
mediaTime += tempo;
if (tempo>maxTime)
    maxTime = tempo;
else if (tempo<minTime)
    minTime = tempo;
mediaDif+=taxaCoincid;
if (taxaCoincid>maxDif)
    maxDif= taxaCoincid;
else if (taxaCoincid<minDif)
    minDif= taxaCoincid;
mediaKey+=tamChave;
if (tamChave>maxKey)
    maxKey= tamChave;
else if (tamChave<minKey)
    minKey= tamChave;
}

```

Índice Remissivo

amplificação da privacidade, 27

ataque

ataque de Breidbart, 29

divisão de feixe, 29

interceptação e reenvio, 28

man-in-the-middle, 28

resultados, 54

base, 13

bit commitment *veja* bit comprometido 45

bit comprometido, 45

bit twiddling, 27, 50

canal quântico, 13

chave criptográfica, 7

chave criptográfica, 18

ciframento, 7

coin-tossing protocol, 45

cripto-sistema, *veja* sistema criptográfico

deciframento, 7

desigualdade de Bell, 15

efeito EPR, 14

fóton, 11

função criptográfica, *veja* sistema criptográfico

função de espalhamento, 25, 50

função hash *veja* função de espalhamento 25

intruso, 7

One Time Pad, 9

polarização, 12

direção de polarização, 12

plano de polarização, 12

princípio da Incerteza de Heisenberg, 14

sistema criptográfico, 7

texto cifrado, 7

texto legível, *veja* texto claro

texto claro, 7

texto ilegível, *veja* texto cifrado

zero-knowledge, 45