

INSTITUTO FEDERAL DE EDUCAÇÃO, CIÊNCIA E TECNOLOGIA
DE SANTA CATARINA
CAMPUS SÃO JOSÉ

RHENZO HIDEKI SILVA KAJIKAWA

**ESTUDO E IMPLEMENTAÇÃO DOS ALGORITMOS DE
COMPRESSÃO LZ77 E CODIFICAÇÃO ARITMÉTICA NA
BIBLIOTECA KOMM**

SÃO JOSÉ

2025

Rhenzo Hideki Silva Kajikawa

Estudo e Implementação dos Algoritmos de Compressão LZ77 e
Codificação Aritmética na Biblioteca Komm

Monografia apresentada ao Curso de Engenharia de Telecomunicações do Instituto Federal de Santa Catarina, para a obtenção do título de bacharel em Engenharia de Telecomunicações.

Área de concentração: Telecomunicações

Orientador: Prof. Roberto Wanderley da Nóbrega, Dr.

São José

2025

Rhenzo Hideki Silva Kajikawa

Estudo e Implementação dos Algoritmos de Compressão LZ77 e
Codificação Aritmética na Biblioteca Komm

Monografia apresentada ao Curso de Engenharia de Telecomunicações do Instituto Federal de Santa Catarina, para a obtenção do título de bacharel em Engenharia de Telecomunicações.

São José, 16 de abril de 2025.

Prof. Roberto Wanderley da Nóbrega, Dr.
Instituto Federal de Santa Catarina

Professor Fulano, Dr.
Instituto Federal de Santa Catarina

Professora Fulana, Dra.
Instituto Federal de Santa Catarina

Aos meus pais, que sempre acreditaram em mim, e me ensinaram a sonhar.

AGRADECIMENTOS

Agradeço à minha família, que sempre esteve ao meu lado, me apoiando e incentivando a seguir em frente. Vocês são a minha base e a razão pela qual busco sempre o melhor.

Agradeço especialmente ao meu orientador, Professor Fulano, pela orientação e apoio durante todo o processo de elaboração deste trabalho. Sua experiência e conhecimento foram fundamentais para o meu aprendizado e crescimento acadêmico.

Agradeço ao Instituto Federal de Santa Catarina, que me proporcionou uma formação sólida e de qualidade, e a todos os professores que contribuíram para o meu aprendizado.

Agradeço também aos meus colegas de curso, que compartilharam comigo momentos de aprendizado e crescimento. Juntos, enfrentamos os desafios e celebramos as conquistas.

“Sempre que te perguntarem se podes fazer um trabalho, respondas que sim e te ponhas em seguida a aprender como se faz.” (NOME, ANO)

RESUMO

A biblioteca de compressão de dados Komm será estendida com a integração de dois algoritmos sem perdas: LZ77 e codificação aritmética. O cenário de redes de telecomunicações, marcado pelo aumento exponencial de dados, exige técnicas eficientes de compressão para otimização de largura de banda e armazenamento. Os objetivos englobam a estudo teórica dos algoritmos, projeto e implementação de módulos na arquitetura existente em Python, documentação e validação por meio de testes automatizados de correto funcionamento e desempenho. A metodologia inclui revisão bibliográfica, desenvolvimento de software e análise comparativa, visando quantificar ganhos em taxa de compressão, tempo de execução e uso de memória. Espera-se comprovar a viabilidade prática dos algoritmos e oferecer subsídios para futuras ampliações da biblioteca.

Palavras-chave: Compressão sem perdas; LZ77; codificação aritmética; Python.

ABSTRACT

The Komm data compression library will be extended by integrating two lossless algorithms: LZ77 and arithmetic coding. In the telecommunications network context, characterized by exponential data growth, efficient compression techniques are required to optimize bandwidth and storage. The objectives include a theoretical study of these algorithms, the design and implementation of modules in the existing Python architecture, documentation, and validation through automated testing to ensure proper functioning and performance. The methodology encompasses a literature review, software development, and comparative analysis, aiming to quantify improvements in compression ratio, execution time, and memory usage. It is expected that the practical feasibility of the algorithms will be demonstrated, providing a foundation for future expansions of the library.

Keywords: Lossless compression; LZ77; arithmetic coding; Python.

LISTA DE ILUSTRAÇÕES

LISTA DE QUADROS

LISTA DE TABELAS

LISTA DE CÓDIGOS

LISTA DE ABREVIATURAS E SIGLAS

This document is incomplete. The external file associated with the glossary ‘acronym’ (which should be called `monografia.acr`) hasn’t been created.

Check the contents of the file `monografia.acn`. If it’s empty, that means you haven’t indexed any of your entries in this glossary (using commands like `\gls` or `\glsadd`) so this list can’t be generated. If the file isn’t empty, the document build process hasn’t been completed.

Try one of the following:

- Add `automake` to your package option list when you load `glossaries-extra.sty`.
For example:

```
\usepackage[automake]{glossaries-extra}
```

- Run the external (Lua) application:

```
makeglossaries-lite.lua "monografia"
```

- Run the external (Perl) application:

```
makeglossaries "monografia"
```

Then rerun \LaTeX on this document.

This message will be removed once the problem has been fixed.

LISTA DE SÍMBOLOS

This document is incomplete. The external file associated with the glossary ‘symbols’ (which should be called `monografia.sls`) hasn’t been created.

Check the contents of the file `monografia.slo`. If it’s empty, that means you haven’t indexed any of your entries in this glossary (using commands like `\gls` or `\glsadd`) so this list can’t be generated. If the file isn’t empty, the document build process hasn’t been completed.

Try one of the following:

- Add `automake` to your package option list when you load `glossaries-extra.sty`.
For example:

```
\usepackage[automake]{glossaries-extra}
```

- Run the external (Lua) application:

```
makeglossaries-lite.lua "monografia"
```

- Run the external (Perl) application:

```
makeglossaries "monografia"
```

Then rerun \LaTeX on this document.

This message will be removed once the problem has been fixed.

SUMÁRIO

1 INTRODUÇÃO

A compressão de dados é essencial para minimizar custos de armazenamento e transmissão, reduzindo o volume de dados sem comprometer o entendimento da informação. No caso da compressão sem perdas, segundo a teoria de Shannon, a entropia da fonte estabelece o limite inferior para a taxa média de bits de qualquer esquema de compressão (**mackay2003information**). Para aproximar-se desse limite teórico, algoritmos de compressão combinam técnicas de dicionário e codificação estatísticas.

Na prática, formatos de compressão amplamente utilizados empregam essa abordagem híbrida. Por exemplo, o algoritmo DEFLATE, utilizado no formato ZIP, aplica LZ77 em conjunto com a codificação de Huffman para obter compressões melhores. Essa combinação explora tanto os padrões repetitivos de longo alcance quanto as probabilidades de ocorrência dos símbolos, elevando a eficiência global do método (**rfc1951**).

De modo geral, os algoritmos de compressão sem perdas dividem-se em métodos de codificação estatística e métodos de dicionário (**sayood2012introduction**). Por exemplo, a codificação de Huffman e a codificação aritmética são técnicas estatísticas, a última capaz de representar toda a mensagem como um único número fracionário no intervalo $[0, 1[$, alcançando compressões muito próximas do limite de entropia. Por sua vez, os métodos de dicionário exploram redundâncias substituindo sequências repetitivas por referências a ocorrências anteriores já vistas: um dos mais conhecidos é o algoritmo LZ77, proposto por Ziv e Lempel(**1055714**), que implementa esse princípio construindo dinamicamente um “dicionário” de padrões enquanto lê os dados.

Apesar do uso disseminado dessas técnicas em aplicações, a biblioteca de código aberto Komm não dispunha até o momento de uma implementação do LZ77 e nem de codificação aritmética. Essa biblioteca voltada ao ensino e à simulação em comunicação digital, já inclui diversos algoritmos clássicos de compressão, como os códigos de Huffman, Shannon–Fano e LZ78, evidenciando a relevância de incorporar as técnicas LZ77 e codificação aritmética para torná-la mais completa. Portanto, este trabalho tem como objetivo desenvolver e integrar um versão do LZ77 e um codificador aritmético na biblioteca Komm, avaliando estes algoritmos em termos de taxa de compressão, tempo de processamento e uso de memória.

1.1 OBJETIVO GERAL

Expandir as capacidades da biblioteca Komm com a implementação dos algoritmos LZ77 e codificação aritmética.

1.2 OBJETIVOS ESPECIFICOS

- Projetar e desenvolver módulos da codificação LZ77 na arquitetura da Komm, observando padrões de codificação e cobertura de testes e escrita da documentação.
- Projetar e desenvolver módulos da codificação aritmética na arquitetura da Komm, observando padrões de codificação e cobertura de testes e escrita da documentação.
- Validar a compressão e descompressão em arquivos de textos e imagens, assegurando corretude e integridade.
- Realizar análise comparativa de desempenho (taxa de compressão, tempo de execução e uso de memória) em relação a Huffman, LZ78 e LZW.

1.3 ORGANIZAÇÃO DO TEXTO

A ser decidido conforme escrito o TCC

2 FUNDAMENTAÇÃO TEÓRICA

Nesta seção será discutido o funcionamento e as principais características do LZ77 e do algoritmo aritmético, com o propósito de permitir ao leitor uma melhor compreensão dos algoritmos utilizados neste trabalho.

2.1 FUNCIONAMENTO DO LZ77

O algoritmo de compressão LZ77, proposto por Ziv e Lempel em 1977 (**1055714**), pertence à classe dos métodos baseados em dicionário. No LZ77, o dicionário é construído dinamicamente a partir de partes já codificadas da própria entrada, o que dispensa a necessidade de um dicionário fixo ou pré-definido. Este é utilizado como base em algoritmos amplamente adotados, como o DEFLATE.

Para realizar a codificação, o algoritmo utiliza uma janela deslizando que percorre a sequência de entrada. Essa janela é dividida em duas regiões principais:

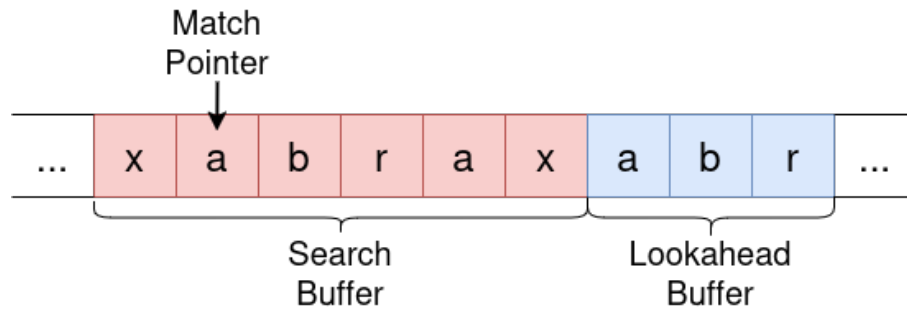
- ***Search buffer***: contém a porção já codificada da sequência, armazenando até n caracteres recentes. Ele funciona como o “dicionário” atual, onde o codificador tenta encontrar correspondências com os próximos caracteres a serem codificados.
- ***Lookahead buffer***: armazena os próximos caracteres a serem analisados e codificados. O codificador busca no *search buffer* a maior sequência que coincida com os caracteres do *lookahead buffer*.

Durante a codificação, o algoritmo utiliza um ponteiro de correspondência (*match pointer*) que percorre o *search buffer* para identificar o maior prefixo do *lookahead buffer* que também ocorra ali. Quando uma correspondência é encontrada, ela é codificada como um trio $\langle o, l, c \rangle$, onde:

- o (*offset*): distância entre o início da correspondência no *search buffer* e a posição atual da janela;
- l (*length*): comprimento da sequência que será codificada;
- c (*character*): próximo caractere literal após a sequência correspondente.

A Figura ?? ilustra essa estrutura, destacando as divisões da janela deslizando e o funcionamento da busca por correspondências.

Figura 1 – Divisão da janela deslizante no algoritmo LZ77



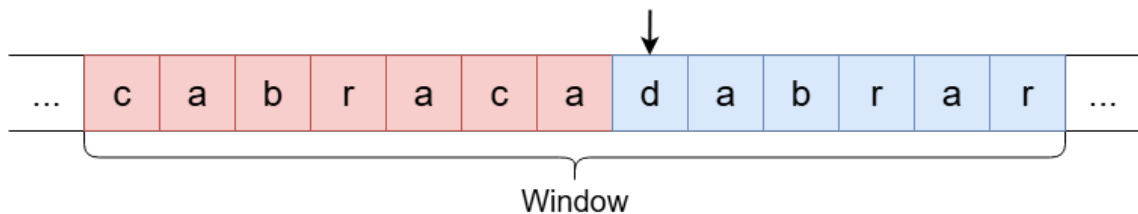
Fonte: Adaptada de sayood2012introduction

Este mecanismo permite substituir sequências repetidas por referências a ocorrências anteriores, resultando em compressões eficazes especialmente para dados com alta redundância.

2.1.1 Exemplo de Codificação com LZ77

Nesta seção será demonstrado um exemplo detalhado do funcionamento da janela deslizante e da representação do trio $\langle o, l, c \rangle$ utilizados pelo algoritmo LZ77. A sequência a ser codificada é "cabracadabrrarrad". Para este exemplo, a janela deslizante possui um tamanho total fixo de 13 caracteres, com o *lookahead buffer* definido em 6 caracteres. O estado inicial da janela pode ser visto na Figura ??.

Figura 2 – Estado inicial da janela deslizante no algoritmo LZ77



Fonte: Adaptada de sayood2012introduction

Inicialmente, busca-se no *search buffer* algum caractere ou sequência que coincida com o início do *lookahead buffer*. Neste momento, deseja-se codificar o primeiro caractere do *lookahead buffer*, que é "d". Ao observar o *search buffer*, verifica-se que não há nenhuma correspondência prévia para este caractere. Portanto, o algoritmo gera o trio $\langle 0, 0, d \rangle$, indicando que não houve correspondência (0 de deslocamento e 0 de comprimento) e que o caractere literal transmitido é "d".

Após esta codificação inicial, a janela deslizante avança uma posição, o que altera o conteúdo tanto do *search buffer* quanto do *lookahead buffer*, conforme mostrado na Figura ??.

Figura 3 – Estado da janela após primeira codificação no algoritmo LZ77



Fonte: Adaptada de [sayood2012introduction](#)

Nesse novo estado, procura-se novamente uma correspondência no *search buffer* para a sequência do *lookahead buffer*, que agora começa com "a". Observando o *search buffer*, é possível encontrar múltiplas ocorrências isoladas do caractere "a", porém, busca-se sempre a correspondência mais longa possível. Notavelmente, existe uma sequência completa "abra" previamente codificada, iniciando a 7 caracteres de distância da posição atual da janela. Essa correspondência possui comprimento 4 caracteres.

Dessa forma, o algoritmo codifica a sequência encontrada como o trio $\langle 7, 4, \mathbf{r} \rangle$, onde 7 indica a distância até o início da correspondência no *search buffer*, 4 indica o comprimento da correspondência encontrada ("abra"), e "r" é o caractere seguinte imediatamente após essa sequência, ainda não codificado. Após isso, a janela avança em 5 posições (4 caracteres da sequência codificada mais 1 caractere literal).

Para realizar o processo inverso, ou seja, decodificar o trio recebido $\langle 7, 4, \mathbf{r} \rangle$, o decodificador utiliza o mesmo princípio do algoritmo LZ77, porém no sentido inverso.

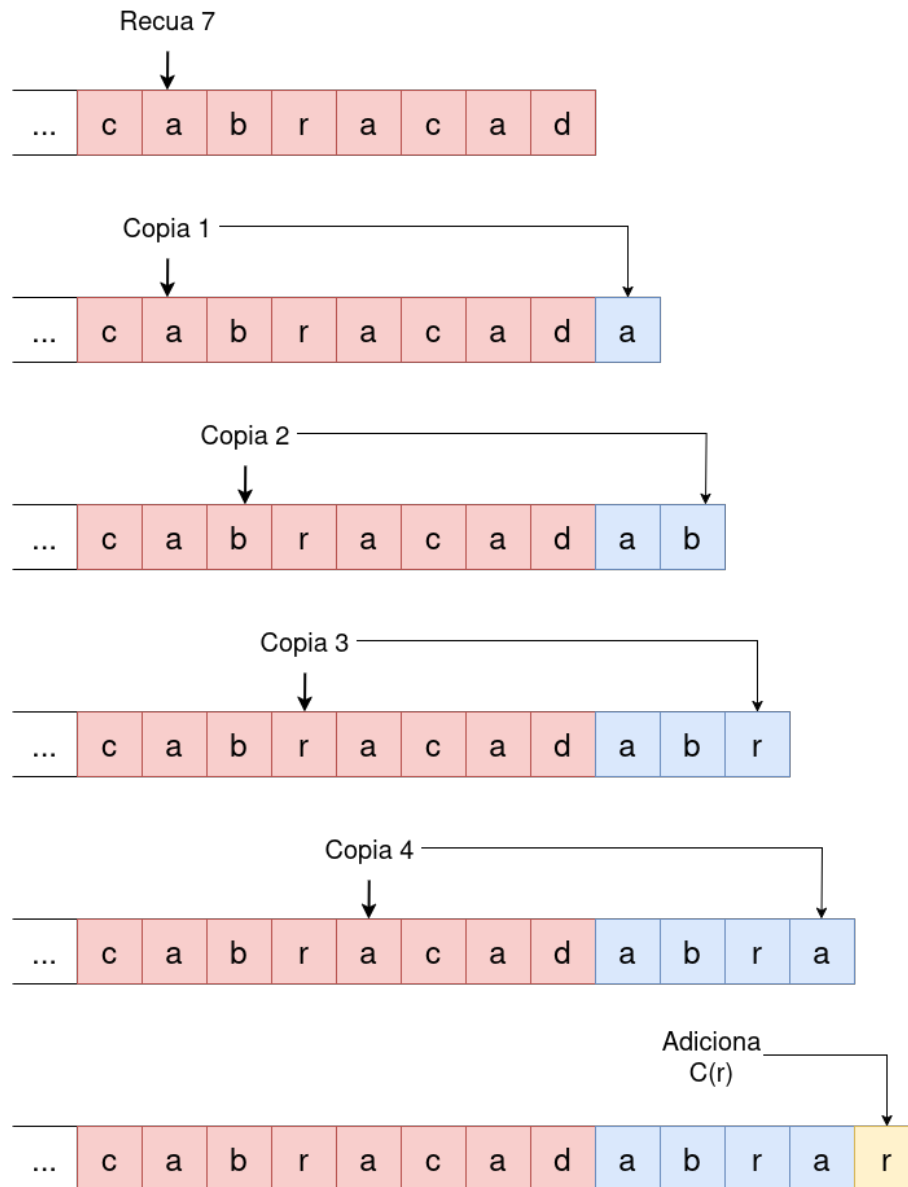
Inicialmente, ele utiliza o offset (o) para retornar exatamente 7 posições na sequência já decodificada até o momento. A partir dessa posição inicial encontrada, copia-se uma sequência de comprimento 4 (valor l), obtendo o trecho "abra". Em seguida, adiciona-se ao final desta sequência copiada o caractere literal adicional (c), que neste exemplo é "r".

Esse processo é ilustrado passo a passo na Figura ???. Inicialmente, há o estado parcial da decodificação com o *buffer* já reconstruído. Em seguida, avança-se caractere a

caractere, copiando-se do *buffer* reconstruído e adicionando o caractere literal no final. O resultado final após a decodificação deste trio será "abrar".

Vale destacar que o decodificador reconstrói o buffer de busca dinamicamente, conforme recebe e processa novos trios, permitindo a reconstrução exata dos dados originais sem perda alguma.

Figura 4 – Decodificação do exemplo $\langle 7, 4, r \rangle$



Fonte: Adaptada de sayood2012introduction

Utilizando o exemplo anterior do trio $\langle 7, 4, r \rangle$, onde a janela total possui 13 caracteres, temos a seguinte definição dos campos em bits:

- O deslocamento (o) pode variar de 0 a 7, portanto requer 3 bits;
- O comprimento (l) pode variar de 0 a 6, logo exige também 3 bits;

- O caractere literal (c) é codificado em ASCII, utilizando 8 bits (1 byte).

Dado que na implementação adotada os tamanhos em bits para cada campo do trio são

$$\underbrace{3}_{\text{bits para offset (o)}} + \underbrace{3}_{\text{bits para length (l)}} + \underbrace{8}_{\text{bits para character (c)}} = 14 \text{ bits},$$

temos um formato de código de comprimento fixo, no qual cada trio $\langle o, l, c \rangle$ ocupará exatamente 14 bits. Em outras palavras, após definido o tamanho da janela (*offset*) e do *lookahead buffer* (*length*), bem como o padrão de 8 bits para o caractere literal, toda e qualquer codificação produzida por esse esquema terá comprimento contínuo de 14 bits por símbolo codificado (**nelson2008data**).

Realizando a codificação especificamente para o exemplo dado ($\langle 7, 4, r \rangle$), obtêm-se:

- O valor do *offset* $o = 7$, em 3 bits é $111_{(2)}$.
- O comprimento $l = 4$, em 3 bits é $100_{(2)}$.
- O caractere r , em ASCII binário (8 bits), é $01110010_{(2)}$.

Portanto, a representação completa do trio em bits será:

$$111 \mid 100 \mid 01110010$$

Resultando na sequência binária final: $11110001110010_{(2)}$.

Esse processo ilustra o funcionamento fundamental do algoritmo LZ77, mostrando como ele explora redundâncias por meio de correspondências encontradas em trechos já codificados, reduzindo o volume de dados transmitidos ou armazenados.

2.2 ALGORITMO ARITMÉTICO

O algoritmo aritmético de compressão foi desenvolvido simultaneamente por Jorma J. Rissanen, da IBM Research, e por Richard Pasco, da Universidade de Stanford, tendo ambos publicado seus artigos em maio de 1976 (**10.5555/908099**), (**5391119**). Para uma explicação mais detalhada, pode-se consultar também a série de vídeos "**Information Theory**" por mathematicalmonk

O algoritmo aritmético é um método de codificação por fluxo (*stream code*) que representa uma sequência completa de símbolos por meio de um único número real fracionário pertencente ao intervalo $[0, 1[$. Considerando que o conjunto dos números reais nesse intervalo é infinito, torna-se possível atribuir uma *tag* exclusiva para cada sequência distinta de símbolos, estreitando progressivamente esse intervalo conforme cada símbolo é processado.

Ao contrário de métodos que atribuem códigos fixos ou códigos prefixos, como o Huffman, o algoritmo aritmético utiliza diretamente as probabilidades de cada símbolo para subdividir e refinar o intervalo, alcançando, teoricamente, taxas de compressão próximas ao limite da entropia da fonte.

2.2.1 Algoritmo com precisão infinita

Para esta primeira análise, será assumido que não há problemas relacionados à divisão infinita dos valores. Portanto, supõe-se precisão infinita durante os cálculos realizados pelo algoritmo.

Observação: Na codificação aritmética é comum, e altamente recomendável, reservar um símbolo especial para indicar o fim da mensagem, conhecido como *End of File* (EoF). Isso se deve ao fato de que a codificação resulta em um único número fracionário e, sem o EoF, o decodificador não teria como saber quando a mensagem termina, a menos que o seu comprimento total seja previamente conhecido. O uso de um símbolo EoF torna a decodificação autossuficiente e precisa.

Considere o exemplo definido pelos seguintes parâmetros:

$$X = \{a, b, c\}$$

EoF (End of File) : a

$$p = (p_1, p_2, p_3) = (p_a, p_b, p_c)$$

$$p = (p_1, p_2, p_3) = (0.2, 0.4, 0.4)$$

$$c = (c_1, c_2, c_3) = (0, 0.2, 0.6)$$

onde:

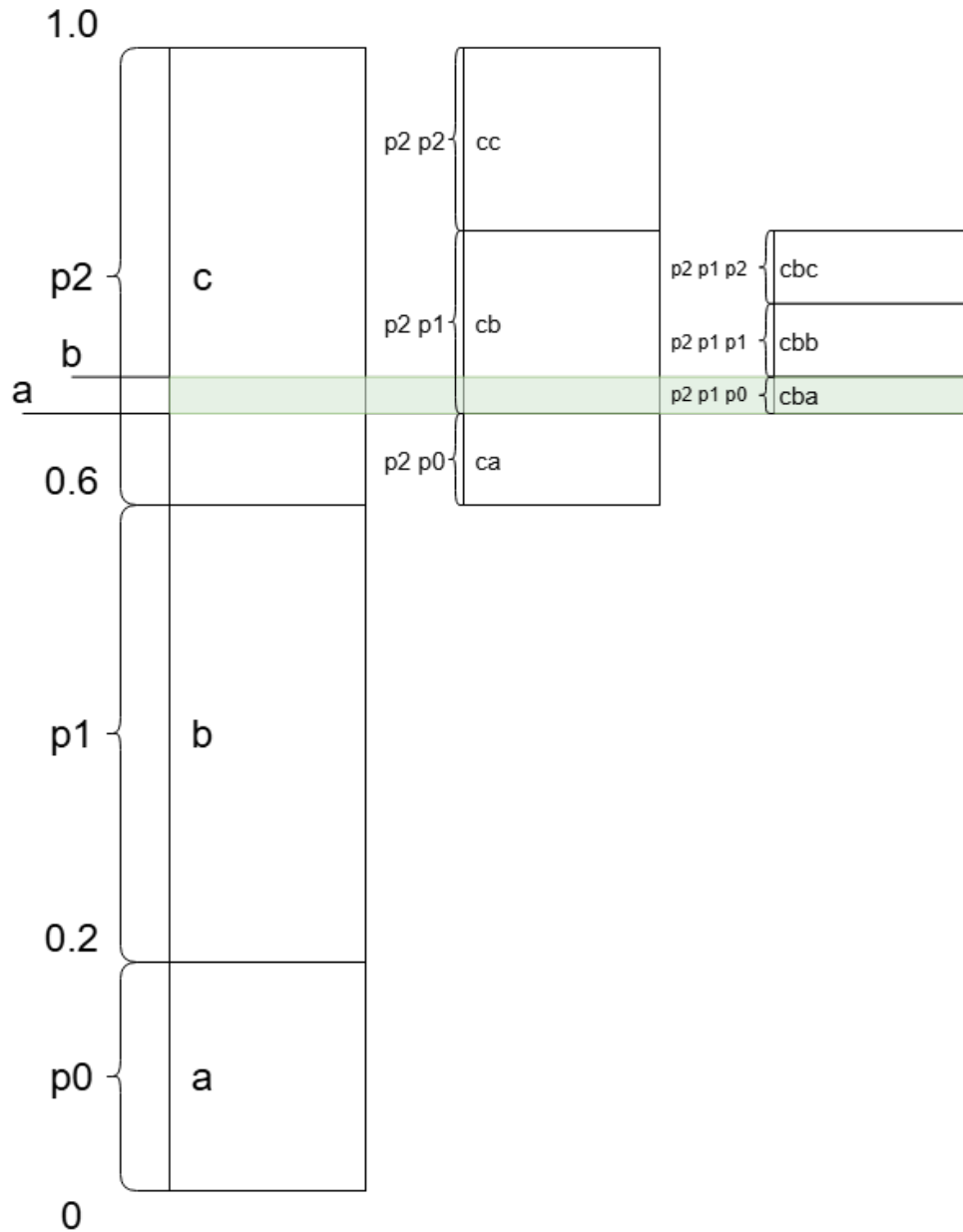
- X é o alfabeto dos símbolos possíveis;
- EoF (End of File) é o símbolo especial que indica o fim da sequência;
- p_i é a probabilidade individual associada a cada símbolo i ;
- c_i é a probabilidade acumulada, definida por:

$$c_i = \sum_{j=0}^{i-1} p_j.$$

A Figura ?? ilustra o processo de codificação aritmética para a sequência "cba".

O fluxo de codificação é contínuo, e todos os símbolos da mensagem são codificados de forma conjunta. Isso resulta em um código dinâmico, particularmente eficiente para fontes com distribuições probabilísticas variáveis.

Figura 5 – Codificação da palavra "cba" utilizando codificação aritmética



Fonte: Elaborada pelo autor

O processo inicia com o intervalo inicial $[low, high] = [0, 1]$. A cada símbolo processado, esse intervalo é subdividido proporcionalmente às probabilidades acumuladas dos símbolos.

Formalmente, para cada símbolo s correspondente ao índice j , o subintervalo é calculado por

$$[low + (high - low)c_{j-1}, low + (high - low)c_j],$$

garantindo que a largura do subintervalo resultante seja exatamente a probabilidade associada ao símbolo.

Aplicando esses cálculos ao exemplo, os subintervalos a cada etapa ficam definidos

da seguinte maneira:

1. **Símbolo "c":**

$$[low, high[= [c_2, c_2 + p_2[= [0,6; 1[.$$

2. **Símbolo "b"** (novo intervalo sobre o intervalo anterior):

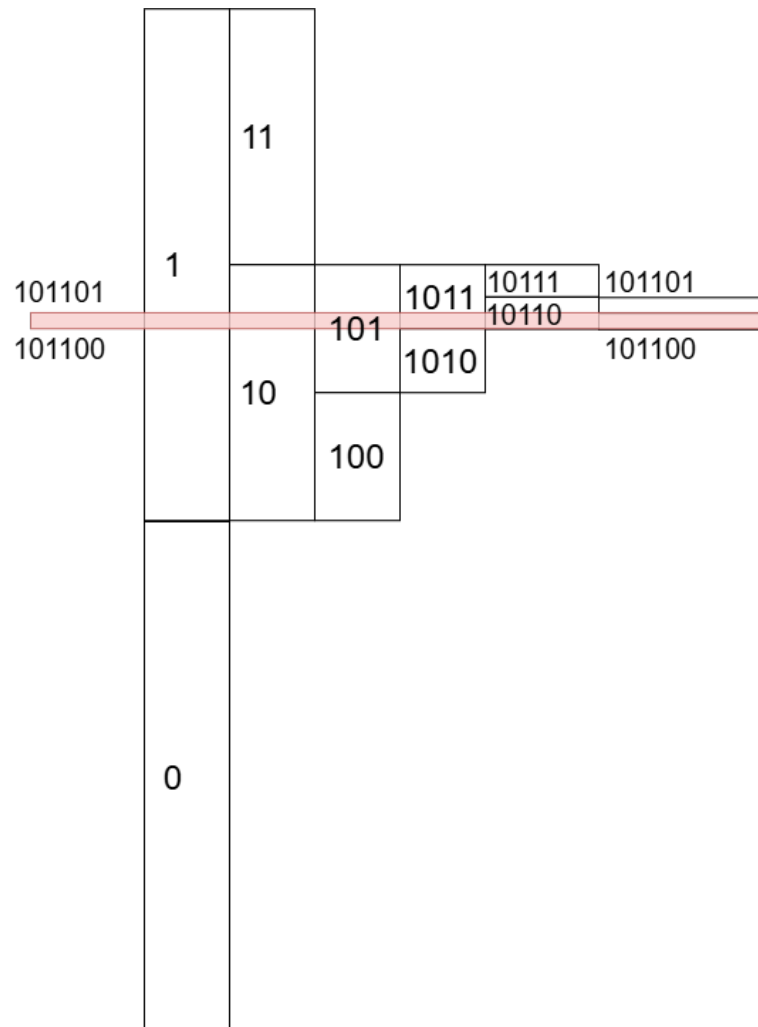
$$[low, high[= [0,6 + (1 - 0,6) \cdot c_1, 0,6 + (1 - 0,6) \cdot (c_1 + p_1)[= [0,68; 0,84[.$$

3. **Símbolo "a"** (novo intervalo sobre o intervalo anterior):

$$[low, high[= [0,68 + (0,84 - 0,68) \cdot c_0, 0,68 + (0,84 - 0,68) \cdot (c_0 + p_0)[= [0,68; 0,712[.$$

Esse intervalo final representa a sequência completa codificada.

Figura 6 – Codificação da palavra "cba" em bits



Fonte: Elaborada pelo autor

No exemplo em questão, o intervalo final de codificação é $[0,68; 0,712[$. A árvore de subdivisões mostra:

- A primeira divisão $\{0, 1\}$ separa $[0; 0,5[$ e $[0,5; 1[$. Como o nosso intervalo está em $[0,68; 0,712[$, ele pertence à segunda metade, logo o primeiro bit é "1".
- Em seguida, subdivide-se $[0,5; 1[$ em $[0,5; 0,75[$ (prefixo "10") e $[0,75; 1[$ (prefixo "11"). Visto que ainda estamos em $[0,68; 0,712[\subset [0,5; 0,75[$, o segundo bit é "0", formando o prefixo "10".
- O processo continua, refinando o intervalo "10" em "100" vs. "101" e assim por diante, até que o prefixo binário completo caia estritamente dentro de $[0,68; 0,712[$.

Observando o diagrama, chegamos ao prefixo

$$0.101100_2$$

que define o subintervalo $[0.101100_2, 0.101101_2[= [0,6875; 0,703125[$, inteiramente contido em $[0,68; 0,712[$. Assim, a sequência "101100" é a codificação em bits de precisão mínima que captura fielmente o valor fracionário representativo da mensagem original usando precisão efetivamente infinita.

Para converter o intervalo final em uma sequência de bits, considera-se inicialmente a representação infinita do espaço $[0, 1[$ em subdivisões binárias. Cada dígito binário ("0" ou "1") corresponde a uma metade do intervalo atual, conforme ilustra o diagrama da Figura ???. A codificação prossegue extraíndo o menor prefixo binário que, como número real, cai totalmente dentro do intervalo final calculado para a sequência "cba".

2.2.2 Algoritmo com Precisão Finita e Redimensionamento

A análise realizada anteriormente considera que o algoritmo aritmético dispõe de precisão infinita nos cálculos numéricos. Porém, em implementações práticas, é necessário adaptar o algoritmo para trabalhar com precisão finita, já que computadores apresentam limitações na precisão dos números de ponto flutuante.

Essa adaptação consiste na aplicação periódica de uma operação chamada de *redimensionamento* (*rescaling*), cujo objetivo é evitar que o intervalo codificado torne-se pequeno demais, causando perda numérica de precisão. O procedimento de redimensionamento é ilustrado na Figura ??.

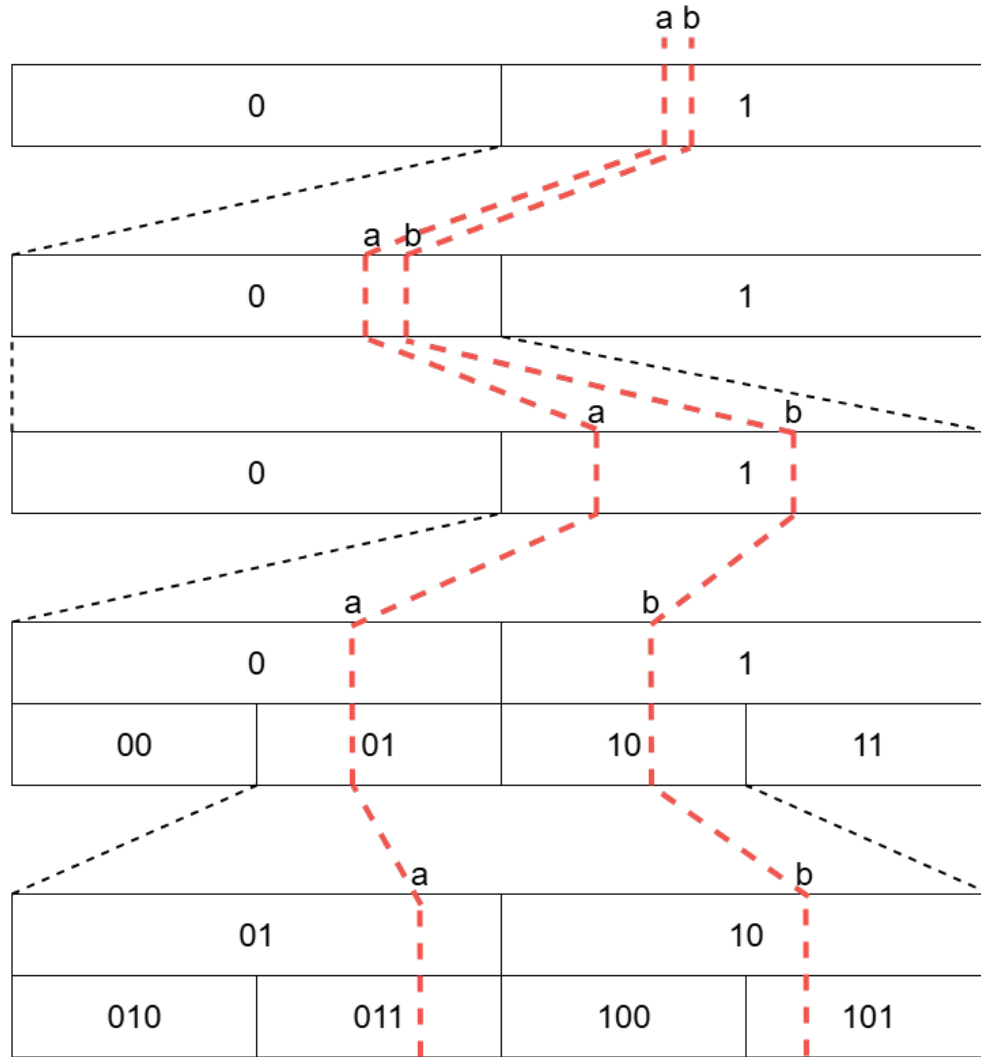
Esse procedimento pode ser descrito pelos seguintes critérios básicos:

1. **Caso $b < \frac{1}{2}$:** Quando todo o intervalo atual estiver na primeira metade do intervalo $[0, 1[$, ou seja, $[a, b[\subset [0, \frac{1}{2}[$, emite-se o bit '0' e realiza-se o escalonamento:

$$a \leftarrow 2 \cdot a, \quad b \leftarrow 2 \cdot b$$

conforme Figura ??.

Figura 7 – Operação geral de redimensionamento na codificação aritmética



Fonte: Elaborada pelo autor

2. **Caso** $a \geq \frac{1}{2}$: Quando todo o intervalo atual estiver na segunda metade do intervalo, $[a, b] \subset [\frac{1}{2}, 1]$, emite-se o bit '1' e efetua-se o redimensionamento do intervalo:

$$a \leftarrow 2 \cdot \left(a - \frac{1}{2}\right), \quad b \leftarrow 2 \cdot \left(b - \frac{1}{2}\right)$$

ilustrado na Figura ??.

3. **Caso** $a \geq \frac{1}{4}$ e $b < \frac{3}{4}$: Quando o intervalo codificado situa-se na metade central do intervalo unitário, ou seja, entre $\frac{1}{4}$ e $\frac{3}{4}$, é necessário utilizar um contador s , inicialmente igual a zero, que indica a quantidade de redimensionamentos consecutivos ocorridos nesse caso intermediário. Aplica-se o escalonamento:

$$a \leftarrow 2 \cdot \left(a - \frac{1}{4}\right), \quad b \leftarrow 2 \cdot \left(b - \frac{1}{4}\right), \quad s \leftarrow s + 1$$

Essa operação é ilustrada na Figura ???. O contador s registra a quantidade de bits ainda pendentes a serem emitidos.

Quando finalmente o intervalo migrar para uma das metades externas do intervalo, será emitido o bit correspondente ('0' ou '1'), seguido por s bits adicionais complementares (se o bit emitido for '0', os s bits seguintes serão '1', e vice-versa). Após a emissão, o contador s é zerado.

As Figuras ??, ?? e ?? exemplificam detalhadamente esses critérios.

Figura 8 – Redimensionamento quando $b < \frac{1}{2}$



Fonte: Elaborada pelo autor

Figura 9 – Redimensionamento quando $a \geq \frac{1}{2}$



Fonte: Elaborada pelo autor

Figura 10 – Redimensionamento quando o intervalo está na metade central $\frac{1}{4} \leq a < b < \frac{3}{4}$



Fonte: Elaborada pelo autor

Além desses critérios básicos, também podem ocorrer subdivisões adicionais específicas, mostradas nas Figuras ?? e ??, onde são detalhadas subdivisões específicas adicionais.

Figura 11 – Subdivisão específica em $\frac{3}{4}$

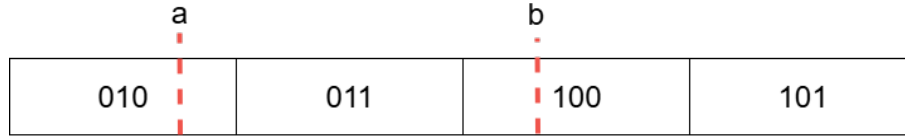


Fonte: Elaborada pelo autor

Para fazer esta implementação da codificação aritmética com *precisão finita*, define-se inicialmente a *precisão* como o número de bits utilizados para representar os valores numéricos. Por exemplo, para uma precisão de $p = 32$ bits, são definidos três valores auxiliares:

$$\text{Todo} = 2^p, \quad \text{Metade} = \frac{\text{Todo}}{2}, \quad \text{quarto} = \frac{\text{Todo}}{4}.$$

Figura 12 – Subdivisão específica em $\frac{1}{4}$



Fonte: Elaborada pelo autor

Seja o alfabeto de símbolos:

$$\mathcal{X} = \{0, 1, \dots, n\}, \quad \text{com um símbolo especial EoF} = 0.$$

O vetor de probabilidades:

$$p = (p_0, p_1, \dots, p_n), \quad p_i = \frac{f_i}{\sum_{i=0}^n f_i},$$

onde f_i representa a frequência observada para o símbolo i .

Para inicialização, é necessário representar a variável R (*range*) como um valor inteiro compatível com a precisão estabelecida. Seja a sequência de entrada $x_1, x_2, \dots, x_k \in \mathcal{X} \setminus \{0\}$, com o símbolo $x_{k+1} = 0$ representando o EoF.

Define-se:

$$C_0 = 0, \quad C_j = r_0 + r_1 + \dots + r_j, \quad \text{para } j = 1, \dots, n,$$

onde r_j representa o número acumulado de ocorrências (ou frequência acumulada) para os símbolos.

O vetor de deslocamento é dado por:

$$d_j = c_j + r_j, \quad \text{para } j = 0, \dots, n.$$

Essas definições garantem que os intervalos de codificação e decodificação possam ser calculados corretamente utilizando aritmética inteira, preservando a precisão numérica durante todo o processo.

2.3 BIBLIOTECA KOMM

A *Komm* é uma biblioteca em *Python* para sistemas de comunicação desenvolvida pelo professor Roberto Nobrega. Trata-se de um projeto *open-source* para *Python 3* que fornece ferramentas para análise e simulação de sistemas de comunicação analógicos e digitais.

Este projeto foi inspirado em diversas outras bibliotecas para sistemas de comunicação, como *MATLAB® Communications System Toolbox™*, *GNU Radio*, *CommPy* e *SageMath*.

Além disso, a biblioteca já disponibiliza diversas codificações implementadas, abrangendo diferentes técnicas de *source coding* e *lossless coding*, incluindo:

- Shannon Code
- Fano Code
- Huffman Code
- Tunstall lCode
- LZ78
- LZW

APÊNDICE A – MEU PRIMEIRO APÊNDICE

Texto ou documento, elaborado pelo autor, a fim de complementar sua argumentação, sem prejuízo da unidade nuclear do trabalho. Os apêndices são identificados por letras maiúsculas ordenadas alfabeticamente, travessão e pelo respectivo título.

ANEXO A – MEU PRIMEIRO ASSUNTO DE ANEXO

Texto ou documento não elaborado pelo autor, que serve de fundamentação, comprovação e ilustração. Os anexos são identificados por letras maiúsculas ordenadas alfabeticamente, travessões e pelos respectivos títulos.

ANEXO B – SEGUNDO ASSUNTO QUE PESQUISEI

Lorem ipsum dolor sit amet, consectetur adipiscing elit. Ut purus elit, vestibulum ut, placerat ac, adipiscing vitae, felis. Curabitur dictum gravida mauris. Nam arcu libero, nonummy eget, consectetur id, vulputate a, magna. Donec vehicula augue eu neque. Pellentesque habitant morbi tristique senectus et netus et malesuada fames ac turpis egestas. Mauris ut leo. Cras viverra metus rhoncus sem. Nulla et lectus vestibulum urna fringilla ultrices. Phasellus eu tellus sit amet tortor gravida placerat. Integer sapien est, iaculis in, pretium quis, viverra ac, nunc. Praesent eget sem vel leo ultrices bibendum. Aenean faucibus. Morbi dolor nulla, malesuada eu, pulvinar at, mollis ac, nulla. Curabitur auctor semper nulla. Donec varius orci eget risus. Duis nibh mi, congue eu, accumsan eleifend, sagittis quis, diam. Duis eget orci sit amet orci dignissim rutrum.

Nam dui ligula, fringilla a, euismod sodales, sollicitudin vel, wisi. Morbi auctor lorem non justo. Nam lacus libero, pretium at, lobortis vitae, ultricies et, tellus. Donec aliquet, tortor sed accumsan bibendum, erat ligula aliquet magna, vitae ornare odio metus a mi. Morbi ac orci et nisl hendrerit mollis. Suspendisse ut massa. Cras nec ante. Pellentesque a nulla. Cum sociis natoque penatibus et magnis dis parturient montes, nascetur ridiculus mus. Aliquam tincidunt urna. Nulla ullamcorper vestibulum turpis. Pellentesque cursus luctus mauris.

Nulla malesuada porttitor diam. Donec felis erat, congue non, volutpat at, tincidunt tristique, libero. Vivamus viverra fermentum felis. Donec nonummy pellentesque ante. Phasellus adipiscing semper elit. Proin fermentum massa ac quam. Sed diam turpis, molestie vitae, placerat a, molestie nec, leo. Maecenas lacinia. Nam ipsum ligula, eleifend at, accumsan nec, suscipit a, ipsum. Morbi blandit ligula feugiat magna. Nunc eleifend consequat lorem. Sed lacinia nulla vitae enim. Pellentesque tincidunt purus vel magna. Integer non enim. Praesent euismod nunc eu purus. Donec bibendum quam in tellus. Nullam cursus pulvinar lectus. Donec et mi. Nam vulputate metus eu enim. Vestibulum pellentesque felis eu massa.