

DATA STRUCTURE VISUALIZER

Ana Caroline M. Brito¹, Fernanda Isabel¹, João Pedro Holanda¹, Leonardo Leibovitz¹

¹ Universidade Federal do Rio Grande do Norte (UFRN)
Instituto Metópole Digital - IMD

a_caroline96@hotmail.com, {feisabel96, jpholanda.prif, leibovitz1}@gmail.com

Abstract. *The Data Structure Visualizer has the didactic finality of making the understanding of the data structures seen in the Information Technology courses Basic Data Structures I & II easier. This document presents the main points of our chosen approach to this proposal; the main algorithms used to implement and draw the structures are explained in a high level manner. The program was entirely written in Java language.*

Resumo. *O Data Structure Visualizer é um visualizador de estruturas de dados com finalidade didática de facilitar no entendimento do funcionamento das estruturas de dados vistas nas disciplinas de Estruturas de Dados Básicas I/II. Este documento apresenta os principais pontos da abordagem da solução dessa proposta, sendo explicado em alto nível os principais algoritmos utilizados para a implementação das estruturas bem como para o desenho de cada uma delas. Foi utilizada a linguagem Java.*

1. Introdução

O estudo das estruturas de dados tem como maior obstáculo a abstração, a capacidade de enxergar algo palpável a partir de preceitos matemáticos. Professores costumam fazer uso de desenhos em apresentações de *slides*. Normalmente, são os próprios professores que fazem os desenhos de suas estruturas para as aulas. A proposta é que o *Data Structure Visualizer* (DSV) possa servir de ferramenta para professores e alunos na hora da construção do conhecimento.

O DSV é capaz de representar graficamente uma gama de estruturas de dados de diferentes complexidades de implementação. Ele permite o uso de métodos de típico de cada estrutura e faz a atualização da representação para permitir que o usuário veja a diferença entre o antes e o depois. Também é possível visualizar e controlar diferentes estruturas ao mesmo tempo, por meio de abas. Além disso, o DSV também é capaz de salvar estruturas de dados previamente construídas pelo usuário e de carregá-las novamente.

Esse *software* é de interesse tanto do professor quanto do aluno. Ao mesmo tempo que o professor pode usá-lo para ensinar e explicar implementações e funcionalidades, o aluno pode conferir suas respostas e até comparar com seu próprio código funcionando.

2. Descrição do problema abordado

A proposta do *DSV* é fazer um visualizador de estruturas de dados em que o usuário possa inserir, remover e buscar e ver a estrutura antes e depois da operação. Dessa forma as duas partes centrais do problema são a implementação das estruturas de dados e o desenho de cada uma delas. Um problema secundário foi o de construir um sistema de comunicação GUI-estruturas-atualização.

3. Descrição das estruturas/abordagem da solução do problema/algoritmos utilizados

A estruturas de dados utilizadas foram: árvore Binária de Busca, árvore AVL (balanceada por altura), árvore Rubro Negra, Conjuntos Disjuntos, *HeapMax* e *HeapMin*. Para cada estrutura foi desenvolvido um algoritmo de desenho diferente.

Para a árvore Binária de Busca, a AVL e a Rubro Negra foi desenvolvido um sistema de desenho em que os nós são acessados em pré ordem, portanto o pai é desenhado para depois os filhos serem desenhados e as ligações (arestas) serem criadas. A indicação do balanceamento da AVL foi feito por meio das cores dos nós, e a árvore rubro negra é desenhada com seus nós pretos e vermelhos. Cada nó tem um campo que guarda a sua cor, portanto foi possível que a mesma função fosse usada para ela e a binária de busca. Porém, no caso da rubro negra houve um acréscimo para que os nós externos aparecessem.

Os métodos de desenho das seguintes estruturas, *UnionFind* (conjuntos disjuntos), *HeapMax*, *HeapMin* foram implementados utilizando algoritmos iterativos que se baseiam em percorrer as estruturas por nível e desenhá-las a partir das informações de x e y (posição).

As estruturas *Deque*, *List*, *Queue*, *Stack* não foram implementadas, pois não estava dentro do escopo de Estruturas de Dados 2, foi implementado apenas o sistema de desenho, baseado na abordagem iterativa de desenhar o nó seguinte baseado na posição do anterior e tomando cuidado para não exceder as extremidades, este método se encontra em uma classe abstrata, mãe dessas estruturas.

Para auxiliar na construção das estruturas graficamente foi utilizada a biblioteca externa JGraph, através dela foi possível estabelecer um padrão de criação de vértices e arestas para facilitar o desenvolvimento dessa tarefa.

A seguir estão as seções com o pseudo código das estruturas implementadas.

3.1. Árvore Binária de Busca

Uma árvore binária de busca (*BST*) consiste em uma árvore onde cada nó possui no máximo dois filhos, há uma ordenação natural entre as chaves dos nós e cada subárvore de um mesmo nó não possui interseção.

3.1.1. Busca e Inserção

A ideia geral da busca em uma árvore binária de busca consiste em comparar a partir da raiz o valor buscado com o valor armazenado no nó, para então decidir para qual dos lados deve continuar a busca, se o valor buscado for maior que a chave do nó atual, então chama recursivamente a busca para o filho direito do nó, caso contrário chama a busca para o filho esquerdo do nó.

Além disso, na nossa implementação há o *bool insert* que funciona possibilitando que a busca funcione como inserção, quando ele é verdadeiro, ao encontrar um nó vazio é inserido um novo nó com a chave do elemento procurado, caso contrário apenas é retornado o nó procurado. A complexidade da operação busca/inserção é em função da altura da árvore (número de nós que foram acessados), portanto, na melhor situação, será $\log n$, e no pior caso será n , sendo n o número de nós na árvore.

```
buscaPrivada(nó, key, insert)
    se nó = null então
        se árvore vazia && insert então
            insere nó na raiz
            retorna raiz
        retorna null
    senão se a chave do nó = key então
        retorna nó
    senão se key do nó > key então
        se filho esquerdo do nó = null && insert então
            cria novo nó no filho esquerdo do nó atual
            retorna filho esquerdo
        retorna buscaPrivada(filho esquerdo do nó, key, insert)
    senão
        se filho direito do nó = null && insert
            cria novo nó no filho direito do nó atual
            retorna filho direito
        retorna buscaPrivada(filho direito do nó, key, insert)
```

3.1.2. Remoção

A remoção da binária consistem em buscar o node que deve ser removido e caso encontrado, este será substituído pelo antecessor. A complexidade da remoção depende da altura da árvore, no melhor caso é $\log(n)$, sendo n o número de nós da árvore.

```
deleta(chave)
    nó q = busca(chave)
    se q != null então
        se filho esquerdo de q = null &&
        filho direito de q = null então
            remove(q, null)
        senão se filho esquerdo de q != null &&
        filho direito de q = null então
            remove(q, filho esquerdo de q)
        senão se filho esquerdo de q = null &&
        filho direito de q != null então
            remove(q, filho direito de q)
        senão
            substitui q pelo maior nó de sua subárvore esquerda
    retorna q

remove(nó, filho)
    se raiz = nó então
        raiz = nó atual
    se nó != null então
        pai = pai do nó atual
```

```

se pai /= null então
    se filho esquerdo de pai = nó então
        filho esquerdo de pai = filho
    senão
        filho direito de pai = filho
se filho /= null então
    pai de filho = pai

```

3.1.3. Draw

O algoritmo para desenhar a *BST* é baseado no acesso em pré ordem, isto é, primeiro a ser acessado é o pai e posteriormente os filhos. Dessa forma, o vértice correspondente ao pai é criado e depois, no momento da criação dos filhos, é criada a aresta que liga o pai ao filho. A complexidade é $\Theta(n)$, sendo n o número de nós da árvore, pois todos os nós são percorridos apenas uma vez.

O cálculo da posição x do filho esquerdo é levando em consideração que x deve ser o (valor do x do pai) - (largura do *panel* / ($2^{\text{nível do pai} + 1}$)). Já a posição do x do filho direito é (valor do x do pai) + (largura do *panel* / ($2^{\text{nível do pai} + 1}$)).

```

preOrdem(mapa com vértices, nó, x, y, cor)
    se raiz /= null então
        criar vértice com coordenada x, y e cor
        armazenada no nó
    se filho esquerdo da raiz /= null
        preOrdem(mapa, filho esquerdo, x recalculado,
            y recalculado, cor do nó)
        insere aresta de pai para filho
    se filho direito da raiz /= null
        preOrdem(mapa, filho direito, x recalculado,
            y recalculado, cor do nó)
        insere aresta de pai para filho

```

3.2. AVL

Uma árvore AVL ou balanceada por altura é uma árvore binária de busca que mantém sempre a diferença entre as subárvores de um nó com módulo no máximo igual a 1. Por ser binária de busca o algoritmo de busca é o mesmo utilizado pela *BST*. Na implementação, AVL é filha de *BalancedTree*, que por sua vez é filha da *BST*.

3.2.1. Inserção

A inserção da AVL percorre a árvore similarmente ao algoritmo de busca da *BST*, porém além disso, ele aproveita a volta da recursão para verificar o balanço da árvore e se há a necessidade de fazer rebalanceamento. Quando um nó é inserido à esquerda, se o balanço anterior era 1 ou 0 só é necessário atualizar o balanço, porém se for -1 então é necessário fazer operações de rotação.

Primeiro serão definidas as operações de rotação simples à direita e dupla à direita, para que haja compreensão do algoritmo geral da inserção da AVL, não serão feitos pseudos códigos das rotações à esquerda, pois estes são análogos aos à direita. Além disso, esses algoritmos de rotação serão citados outras vezes mais à frente.

3.2.1.1. Rotações à direita

As operações de rotação consistem em alterações na árvore que modificam a altura sem fazer com que a árvore perca suas propriedades.

```
rotacoesDireitaInsercao(nó)
    nó esq = filho esquerdo do nó atual
    se balanço de esq = -1 então
        rotacaoDireita(nó, esq)
        balanço de nó = 0
        balanço de esq = 0
    senão
        nó dir = filho direito do nó atual
        rotacaoDuplaDireita(nó, esq, dir)
        se balanço de dir = -1 então
            balanço de nó = 1
        senão
            balanço de nó = 0
        se balanço de dir = 1 então
            balanço de esq = -1
        senão
            balanço de esq = 0
        balanço da dir = 0

rotacaoDireita(nó, esq)
    pai do esq = pai do nó
    se pai de esq /= null então
        se chave de nó < chave do pai da esq então
            filho esquerdo do pai de esq = esq
        senão
            filho direito do pai de esq = esq
    filho esquerdo de nó = filho direito de esq
    se filho esquerdo de nó /= null então
        pai do filho esquerdo de nó = nó
    filho direito de esq = nó
    pai de nó = esq
    se nó = raiz então
        raiz = esq

rotacaoDuplaDireita(nó, esq, dir)
    pai de dir = pai de nó
    se pai de dir /= null então
        se chave de nó < chave do pai de dir então
            filho esquerdo do pai de dir = dir
        senão
            filho direito do pai de dir = dir
    filho direito de esq = filho esquerdo de dir
    se filho direito de esq /= null então
        pai do filho direito de esq = esq
    se filho esquerdo de nó /= null então
        pai do filho esquerdo de nó = nó
    filho esquerdo de dir = esq
    pai de esq = dir
```

```

filho direito de dir = nó
pai de nó = dir
se nó = raiz então
    raiz = dir

```

Agora podemos definir a inserção da AVL. A complexidade dessa operação depende da altura da árvore que é sempre $\log(n)$, já que esta é quantidade de acessos a nós, um por nível, pois AVLs são balanceadas.

```

insercao(chave, nó, pai, ref_b)
    se nó = null então
        cria novo nó(pai, null, null, chave, 0)
        se raiz = null então
            raiz = novo nó
        senão se chave < chave do pai então
            filho esquerdo do pai passa a ser novo nó
        senão
            filho direito do pai passa a ser novo nó
        ref_b = true
    senão
        se chave = chave do nó então
            ref_b = falso
            retorna
        senão chave < chave do nó então
            insercao(chave, filho esquerdo
                do nó, nó, ref_b)
        se ref_b então
            se balanço do nó = 1 então
                balanço do nó = 0
                ref_b = falso
            senão se balanço de nó = 0
                balanço de nó = -1
            senão
                fazer rotacoesDireita(nó)
                ref_b = falso
        senão
            insercao(chave, filho direito do nó,
                nó, ref_b)
        se ref_b então
            se balanço do nó = -1 então
                balanço do nó = 0
                ref_b = falso
            senão se balanço do nó = 0 então
                balanço do nó = 1
            senão
                rotacoesEsquerda(nó)
                ref_b = falso

```

3.2.2. Remoção

A respeito do algoritmo de remoção da AVL. Esta abordagem de solução usa a busca para retornar o nó que deve ser removido e a partir disso é possível fazer as operações de balanceamento adequadas para que haja manutenção das propriedades da AVL.

É feita a verificação de qual é o caso de remoção e posteriormente é chamada um método de ajuste do balanceamento da estrutura, responsável por atualizar o balanço dos nós e também chamar as rotações adequadas quando necessário. A checagem de qual rotação deve ser feita é diferente da inserção, portanto é usado outro método. A complexidade está associada a altura da árvore que sempre se mantém balanceada, ou seja, $\log(n)$; as rotações representam uma quantidade limitada de operações, sendo n o número de nós da árvore.

```
rotacoesDireitaRemocao(nó)
    nó esq = filho esquerdo do nó atual
    se balanço de esq = -1 || balanço de esq = 0 então
        faz rotação à direita(nó, esq)
        se balanço de esq = -1
            balanço de nó = 0
            balanço de esq = 0
        senão
            balanço de nó = -1
            balanço de esq = 1
    senão
        nó dir = filho direito do nó atual
        faz rotação dupla à direita(nó, esq, dir)
        se balanço de dir = -1 então
            balanço de nó = 1
        senão
            balanço de nó = 0
        se balanço de dir = 1 então
            balanço de esq = -1
        senão
            balanço de esq = 0
        balanço da dir = 0

deleta(chave)
    nó = busca(chave)
    se nó != null então
        se filho esquerdo de nó != null &&
        filho direito de nó != null então
            esq = max(filho esquerdo de nó)
            paiEsquerdo = pega pai de esq
            replace(nó, esq)
            se paiEsquerdo = nó então
                balanço de esq = balanço de nó
                ajusteBalanco(esq, chave de esq - 1 )
            senão
                balanço de esq = balanço de nó
                ajusteBalanco(paiEsquerdo, chave de esq)
        senão
            se filho esquerdo de nó = null &&
            filho direito de nó = null então
```

```

        remove(nó, null)
    senão se filho esquerdo de nó != null &&
    filho direito de nó = null então
        remove(nó, filho esquerdo de nó)
    senão
        remove(nó, filho direito de nó)
    ajusteBalanco(pai do nó, chave do nó)

retorna nó

ajusteBalanco(nó, chave)
    se nó != null então
        pai = pai do nó
        se chave < chave do nó então
            balanço do nó = balanço do nó + 1
        senão
            balanço do nó = balanço do nó - 1
        se balanço do nó != 1 && balanço do nó != -1 então
            se balanço do nó = 2 então
                rotacoesEsquerdaRemocao(nó)
            senão se balanço do nó = -2 então
                rotacoesDireitaRemocao(nó)
        ajusteBalanco(pai, chave do nó)

```

3.3. Rubro Negra

Uma Rubro Negra (RN) consiste em uma árvore que possui uma coloração especial para seus nós, estes podem assumir a cor rubra ou negra (como o próprio nome da estrutura sugere). Também é uma árvore binária de busca, porém é acrescentado o conceito de nó externo. Cada nó externo sempre é negro e possui altura igual a 0. O objetivo da RN é manter a quantidade de nós negros da raiz para qualquer extremidade sempre igual. Na implementação a RN é filha de *BalancedTree*, que por sua vez é filha da BST.

Por ser também uma *BST*, a operação de busca é igual para as duas estruturas.

3.3.1. Inserção

A inserção da RN é feita similarmente a da *BST*, apenas com a preocupação adicional de verificar se a coloração está adequada. Nesse algoritmo é utilizado um método auxiliar *ajusteCorInsercao* que faz o ajuste de cores necessário após a inserção e chama as rotações adequadas; para definir a rotação adequada precisa-se de um método de rotação, similar ao que tem para a árvore AVL, já mostrado anteriormente.

A complexidade da operação depende da altura da árvore

```

rotacao(nó, pai, avo)
    se pai = filho esquerdo do avo então
        se nó = filho esquerdo do pai então
            rotacaoDireita(avo, pai)
            cor do pai = negro
        senão
            rotacaoDuplaDireita(avo, pai, nó)
            cor do nó = negro
        cor do avo = rubro
    senão

```



```

        se nó = filho do pai então
            rotacaoEsquerda(avo, pai)
            cor do pai = negro
        senão
            rotacaoDuplaEsquerda(avo, pai, nó)
            cor do nó = negro
        cor do avo = rubro

ajusteCorInsercao(nó, pai, ref_b)
    avo = pai do pai
    tio
    se filho esquerdo do avo = pai então
        tio = filho direito do avo
    senão
        tio = filho esquerdo de avo
    se tio /= null && cor do tio = rubro então
        ref_b = 0
        cor do tio = negro
        cor do pai = negro
        cor do avo = rubro
    senão
        rotacao(nó, pai, avo)
        ref_b = 2
    se cor da raiz = rubro então
        cor da raiz = negro

insercao(chave, nó, pai, ref_b)
    se nó = null então
        nó = cria novo nó(pai, null, null, chave)
        se raiz = null então
            raiz = nó
            cor do nó = negro
        senão
            se chave < chave do pai então
                filho esquerdo do pai passa a ser nó
            senão
                filho direito do pai passa a ser nó
            retorna nó
    senão
        se chave /= chave do nó então
            pai = nó
            se chave < chave do nó então
                nó = filho esquerdo do nó
            senão
                nó = filho direito do nó
        nó = insercao(chave, nó, pai, ref_b)
        se cor do pai = negro
            ref_b <- 2
        senão se ref_b = 1 então
            ajusteCorInsercao(nó, pai, ref_b)
        senão se ref_b = 0 então

```

```

                                ref_b = 1
senão
    ref_b <- 2
retorna pai

```

3.3.2. Remoção

O método `deleta()` usa a busca para encontrar o nó que deve ser removido, e em seguida faz uma série de análises baseadas nesse nó, a fim de manter as características que fazem da árvore uma Rubro-Negra.

1. Nó que deve ser removido é uma folha
 - a. rubro: remoção acaba
 - b. negro: chama `ajusteCorRemocao()` para o pai do nó removido, a fim de fazer com que a árvore volte a ser rubro-negra
2. Nó que deve ser removido tem apenas um filho
 - a. nó é negro e seu filho é rubro (não há outra opção), então basta trocar a cor do filho para negro
3. Nó que deve ser removido tem dois filhos (substituto: máx da subárvore da esquerda)
 - a. nó é negro
 - i. seu substituto é rubro: basta trocar a cor do substituto para negro
 - ii. seu substituto é negro
 - substituto tem filho: esse filho é único e rubro (não há outra opção), então basta trocar sua cor para negro
 - substituto não tem filho: chama `ajusteCorRemocao()` para o pai original do substituto, a fim de fazer com que a árvore volte a ser rubro-negra
 - b. nó é rubro
 - i. substituto é rubro: remoção acaba
 - ii. substituto é negro
 - substituto tem filho: basta trocar a cor do substituto para rubro e a do filho, que é único e rubro (não há outra opção), para negro
 - substituto não tem filho: troca a cor do substituto para rubro e chama `ajusteCorRemocao()` para o pai original do substituto, a fim de fazer com que a árvore volte a ser rubro-negra

Percebemos então que `ajusteCorRemocao()` só é chamado quando o nó retirado é negro e não tem filhos ou quando o substituto do nó retirado é negro e não tem filhos. Esse método recebe o pai do nó retirado e começa uma série de análises baseadas no irmão deste (o outro filho do pai).

1. Irmão é filho direito
 - a. irmão é rubro: troca a cor do irmão para negro, a do pai para rubro, faz uma rotação à esquerda no pai e chama `ajusteCorRemocao()` novamente para o pai a fim de continuar o ajuste de cores

- b. irmão é negro
 - i. filhos do irmão são null ou negros: troca a cor do irmão para rubro, a do pai para negra, e chama `ajusteCorRemocao()` novamente para o avô, caso este não seja raiz, a fim de continuar o ajuste de cores
 - ii. filho direito do irmão é negro e filho esquerdo do irmão é rubro: troca a cor do irmão para rubro, a do filho esquerdo do irmão para negro, faz uma rotação à direita no irmão e chama `ajusteCorRemocao()` novamente para o pai a fim de continuar o ajuste de cores
 - iii. filho direito do irmão é rubro: troca a cor do irmão para a cor do pai, a do pai para negra, a do filho direito do irmão para negra e faz uma rotação à esquerda no pai
- 2. Irmão é filho esquerdo: análogo, porém tudo que era esquerdo vira direito e vice-versa

```

deleta(chave)
  nó = busca(chave)
  se nó != null então
    se filho esquerdo de nó != null &&
      filho direito de nó != null então
        esq = max(filho esquerdo de nó)
        paiEsquerdo = pega pai de esq
        replace(nó, esq)
        se esq = negro então
          se nó = rubro então
            esq = rubro
          se paiEsquerdo != nó então
            se filho direito de paiEsquerdo
              != null então
                filho direito de paiEsquerdo
                  = negro
            senão
              ajusteCorRemocao(paiEsquerdo,
                                falso)
          senão
            se filho esquerdo de esq != null então
              filho esquerdo de esq = negro
            senão
              ajusteCorRemocao(esq, verdadeiro)
        senão se nó = negro então
          esq = negro
      senão se filho esquerdo de nó == null &&
        filho direito de nó == null então
          remove(nó, null)
          se raiz != null && nó = negro então
            ajusteCorRemocao(pai de nó,
                              booleano(nó é filho esquerdo))
          senão se filho esquerdo de nó != null &&
            filho direito de nó == null então
              remove(nó, filho esquerdo de nó)

```

```

        filho esquerdo de nó = negro
    senão
        remove(nó, filho direito de nó)
        filho direito de nó = negro
    retorna nó

ajusteCorRemocao(nó, b)
    se nó /= null então
        filho
        se b então
            filho = filho direito de nó
        senão
            filho = filho esquerdo de nó
    se filho = rubro então
        filho = negro
        só = rubro
        se b então
            rotacaoEsquerda(nó, filho)
        senão
            rotacaoDireita(nó, filho)
        ajusteCorRemocao(nó, b)
    senão
        se (filho esquerdo de filho = null ||
        filho esquerdo de filho = negro) &&
        (filho direito de filho = null ||
        filho direito de filho = negro) então
            filho = rubro
            se nó = rubro então
                nó = negro
            senão se nó /= raiz então
                ajusteCorRemocao(pai de nó,
                booleano(nó é filho esquerdo))
        senão se b então
            se filho direito de filho = null ||
            filho direito de filho = negro então
                filho = rubro
                filho esquerdo de filho = negro
                rotacaoDireita(filho,
                filho esquerdo de filho)
                ajusteCorRemocao(nó, verdadeiro)
            senão se filho direito de filho = rubro então
                filho = cor de nó
                nó = negro
                filho direito de filho = negro
                rotacaoEsquerda(nó, filho)
        senão
            se filho esquerdo de filho = null ||
            filho esquerdo de filho = negro então
                filho = rubro
                filho direito de filho = negro
                rotacaoEsquerda(filho,

```

```

        filho direito de filho)
        ajusteCorRemocao(nó, falso)
    senão se filho esquerdo de filho = rubro então
        filho = cor de nó
        nó = negro
        filho esquerdo de filho = negro
        rotacaoDireita(nó, filho)

```

A complexidade do algoritmo de remoção da RN é $O(\log(n))$, pois trata-se de uma árvore balanceada, ou seja, sua altura é sempre $\log(n)$, sendo n o número de nós. Como para fazer a pesquisa são percorridos no máximo um nó por nível, e cada rotação é uma quantidade limitada de passos, então a complexidade mantém-se em função da altura da árvore.

3.3.3. Draw

O algoritmo de desenho da *BST* é utilizado para desenhar a RN, exceto que esta estrutura também é representada juntamente com seus nós externos. Portanto, foi utilizada uma ideia similar a da binária de busca porém com um aprimoramento para desenhar os nós especiais. A complexidade deste algoritmo é $\Theta(n)$, sendo n o número de nós.

```

preOrdem(mapa com vértices, x, y, cor)
    se raiz != null então
        criar vértice
        se filho esquerdo da raiz != null então
            preOrdem(mapa, x recalculado, y recalculado,
                cor do nó)
            insere aresta do pai para filho
        senão
            cria vértice externo t
        se filho direito da raiz != null então
            preOrdem(mapa, x recalculado, y recalculado,
                cor do nó)
            insere aresta do pai para filho
        senão
            cria vértice externo

```

3.4. Conjuntos Disjuntos (*UnionFind*)

O *UnionFind* é uma estrutura que segue a ideia de conjuntos disjuntos da matemática, isto é, conjuntos que não possuem elementos em comum. Sua implementação é feita utilizando um vetor para em que dado um índice i o elemento armazenado é o representante do elemento i . Além disso, também é utilizado um vetor para armazenar a ordem de cada elemento, na posição i é encontrada a ordem do elemento i .

3.4.1. Gerar

A operação gerar é o momento inicial em que o conjunto disjunto é criado, mediante um valor inicial que indica o tamanho da floresta. Cada elemento é representante de si mesmo. A complexidade dessa operação é $\Theta(n)$. Essa operação se encontra no construtor da classe que representa essa estrutura.

```

para i = 0 até n-1 fazer
    p[x] = x
    ordem[x] = 0

```

3.4.2. *Unite*

Consiste em unir dois conjuntos disjuntos considerando a ordem de cada um deles. A complexidade desse algoritmo é $O(1)$, pois é executada uma quantidade limitada de ações.

```

unite(x, y)
    se ordem[x] > ordem[y]
        p[y] = x
    senão
        p[x] = y
        se ordem[x] = ordem[y] então
            ordem[y] = ordem[y] + 1

```

3.4.3. *Find*

O algoritmo find não apenas busca pelo representante do conjunto como também faz uma operação que modifica a estrutura, fazendo um processo de compressão do caminho. Sua complexidade é $O(n)$, caso o conjunto disjunto possua todos os nós compondo sua altura máxima.

```

find(x)
    se x /= p[x]
        p[x] = busca( p[x] )
    retorna p[x]

```

3.4.4. *Draw*

O algoritmo de desenho da *UnionFind* desenha primeiro os nós pais para depois desenhar os nós filhos de maneira iterativa. Sua complexidade é $O(n^2)$, pois percorre sempre todo o vetor com os elementos dos conjuntos por n vezes, sendo n a altura da maior árvore (conjunto disjunto), esta altura no pior caso pode ser n , a quantidade de elementos. Os nós que apontam para si mesmos, são desenhados com base no valor de x e y (ver pseudo código).

```

draw()
    int x = 50, y = 0;
    para j = 0 até j = maiorOrdem fazer
        para i = 0 até i < quantidade de elementos
            se level(i) = j então
                int X, Y
                verifica se é necessário alterar as
                coordenadas de x e y para respeitar os limites
                se j = 0 então
                    X = x
                    Y = y
                senão
                    pega posição do pai
                    X = posição x do pai
                    Y = posição y do pai
                    altera posição x do pai para + 50
                cria vértice com posição X, Y
                se j = 0 então
                    insere aresta que liga o
                        nó a si mesmo

```

```
senão
    insere aresta que liga o
        elemento i a seu pai
```

3.5. *HeapMax/ HeapMin*

A *heap* é uma estrutura que pode ser interpretada como uma árvore binária completa à esquerda, mas que é implementada com um vetor (técnica conhecida como implementação implícita, também aplicada em *UnionFind*). Cada nó deve ter como chave um valor maior ou menor que de seus filhos, de acordo com a comparação usada para cada um dos dois tipos da *heap*.

3.5.1. Inserção

A inserção da *heap* é feita por meio do uso de um método auxiliar de natureza recursiva chamado *goUp*. A complexidade da inserção tem dependência desse método, que é de $O(\log n)$, sendo n o número de nós.

```
insert(int chave)
    se vetor não contém chave então
        imprime chave
        vetor recebe chave na última posição
        se tamanho do vetor > 1 então
            goUp(última posição)

goUp(pos)
    int aux recebe posição do pai de vetor(pos);
    se aux >= 1 então
        se nó pos superior a nó aux
            troca nós pos com nó aux
        se aux > 1 então
            goUp(aux)
```

3.5.2. Remoção

A remoção da *heap* é feita por meio do uso de um método auxiliar de natureza recursiva chamado *goDown*. A complexidade da remoção tem dependência desse método, que é de $O(\log n)$, sendo n o número de nós.

```
remove()
    troca nó 1 com nó último
    deleta último nó
    goDown(1)

fim

goDown(pos)
    int aux = posição do filho esquerdo de pos
    se aux <= nós no vetor então
        se aux+1 <= nós no vetor então
            se nó aux+1 superior a nó aux então
                aux++
        se nó pos superior a nó aux então
```

```
troca nó pos com nó aux
goDown(aux)
```

3.5.3. Busca

O algoritmo de busca dessa estrutura de dados é o simples percorrimento do vetor por meio de um laço. A complexidade dele é $\Theta(n)$, pois o vetor é percorrido apenas uma vez, sendo n a quantidade de nós.

```
containsKey(chave)
    boolean contains = false
    para i = 1 até i <= quantidade de elementos
        se vetor[i] = chave então
            contains = true
    retorna contains
```

3.5.4. Draw

O algoritmo de desenhar a *heapmax* é iterativo e consiste em desenhar por nível (percorrendo o vetor) a estrutura, uma vez desenhado o pai é possível desenhar os filhos. Sua complexidade é $\Theta(n)$, pois o vetor com os elementos é percorrido apenas uma vez.

```
draw()
    int pai = 0
    para i = 0 até i < tamanho do vetor fazer
        se i % 2 = 0 então
            se i /= 0 então
                pai = vetor.pegar(i/2 -1)
                calcula posição x baseado no pai
            senão
                posição x metade do tamanho padrão do panel
        senão
            pai = vetor.pegar(i/2)
            calcula posição x baseada no pai
        se 2^(nível) = i + 1 então
            nível++
            y+= deltaY
        cria vértice de i
        se i /= 0 então cria aresta ligando pai a filho
```

3.6. Deque, list, queue, stack

3.6.1. Draw

Como citado anteriormente, não foi feita a implementação das estruturas deste tópico, porém foi feita a função que as desenha usando o modo iterativo, segue apenas um pseudo código. Complexidade é $\Theta(n)$, sendo n o número de nós, pois a estrutura é percorrida apenas uma vez.

```
draw()
    d = true
    para i = 0 até i < número de elementos
        criar vértice na posição x, y, cor vermelha
```



```

se x + 60 > largura padrão do panel && d então
    d = falso
    y+= 60
senão se x - 60 < 0 && !d então
    d = verdade
    y+= 60
se d então
    x+= 60
senão
    x-= 60
se i /= 0 então
    insere aresta de i para i + 1
    insere aresta de i + 1 para i

```

4. Detalhes do projeto

Para este projeto foram utilizados os padrões *Factory* e *Observer*.

A necessidade da utilização do padrão *Factory* foi decorrente da utilização de muitas estruturas de dados e a busca por lidar de maneira eficiente com elas no momento da criação. O conceito desse padrão de projeto vem a calhar, pois poder direcionar a uma classe a solicitação de objetos e, portanto, separar criação de manipulação tornou melhor o controle da coesão e acoplamento, ou seja, a maneira como as classes se relacionam em nosso projeto.

O padrão de projeto *Observer* foi utilizado em múltiplas instâncias na interface do usuário, pois para cada ação do usuário há algo que precisa ser notificado.

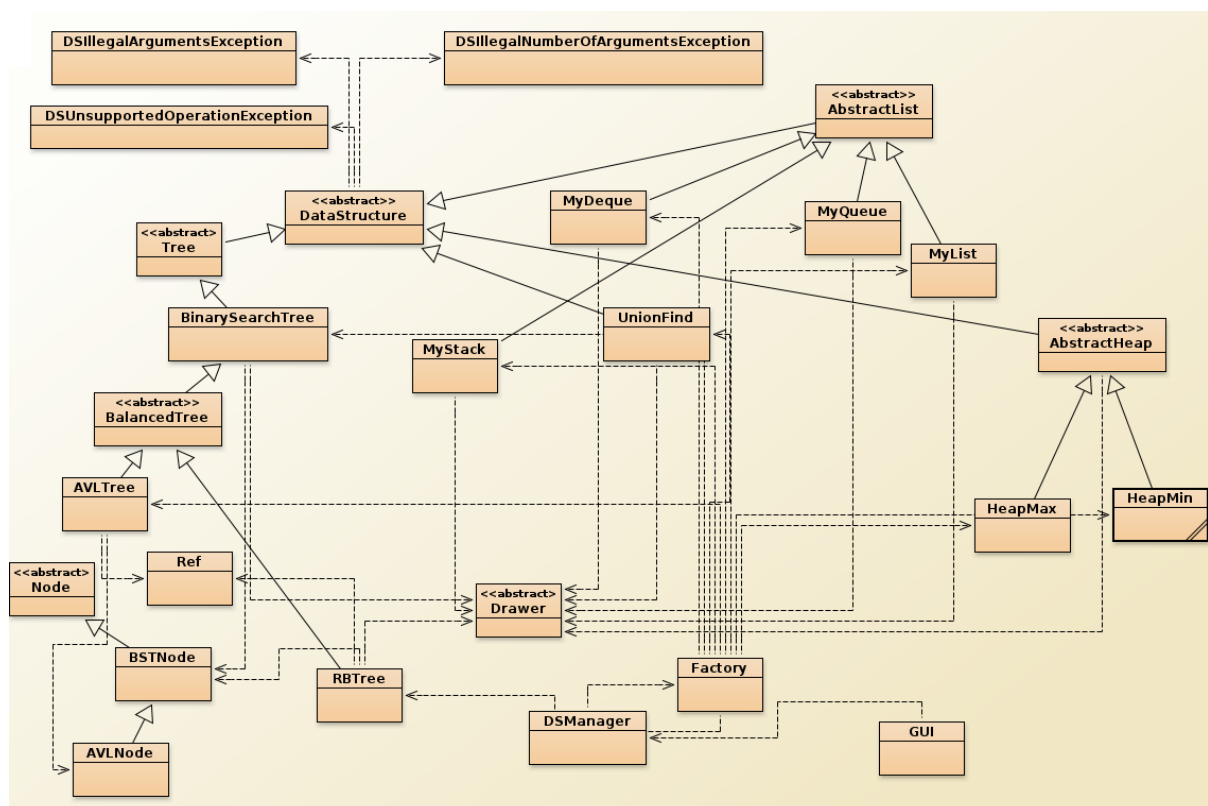


Figura 1. Diagrama de classes do projeto

5. Conclusão

Através da implementação deste projeto foi possível aplicar os conhecimentos adquiridos nas disciplinas de Linguagem de Programação II e Estruturas de Dados Básicas II. Para os membros do grupo foi evidente o amadurecimento como programadores; pela primeira vez foram aplicados padrões de projeto e, além disso, a visualização das estruturas depois de prontas foi muito realizador.

Entre as principais dificuldades enfrentadas pelo grupo fica a utilização do GIT, conhecer melhor a linguagem Java para modelar os algoritmos que foram vistos em classe em pseudo código similar a C++, e implementar os algoritmos que não foram vistos em classe (remoção da AVL e da Rubro-Negra).