Análise de Algoritmos
Técnicas de Projeto de Algoritmos

Nelson Cruz Sampaio Neto
nelsonneto@ufpa.br

Universidade Federal do Pará
Instituto de Ciências Exatas e Naturais
Faculdade de Computação

18 de outubro de 2023

Conteúdo

- Tentativa e erro (ou força bruta).
- Divisão e conquista.
- Estratégia gulosa.
- Programação dinâmica.
- Algoritmos aproximados.

Força bruta

- É a mais simples das estratégias de projeto.
- **Definição**:

  Uma solução prática para resolver um problema, geralmente baseada diretamente no enunciado do problema em questão e nas definições dos conceitos envolvidos.

- A força é de um computador e não do intelecto de alguém, ou seja, segue o princípio do "somente faça".
- Em função da simplicidade de implementação, a estratégia de força bruta é uma das mais fáceis de aplicar.

Força bruta

- Apesar de ser raramente uma fonte de algoritmos refinados, a força bruta é uma importante estratégia de projeto.
- Para alguns problemas importantes (p.e. ordenação, busca, multiplicação de matrizes, casamento de cadeias, etc.), a técnica de força bruta fornece:
  - Algoritmos simples e de fácil implementação.
  - Algoritmos de valor prático.
  - Algoritmos com limitações quanto ao tamanho da entrada.

Força bruta

- Uma primeira aplicação da estratégia força bruta geralmente resulta em um algoritmo que pode ser melhorado com uma quantidade modesta de esforço.
- O esforço para projetar um algoritmo mais eficiente pode não ser justificável se somente entradas controladas do problema necessitarem ser processadas.
- Em outras palavras, mesmo pouco eficiente (ou até mesmo ineficiente), essa técnica pode ser útil para resolver problemas com instâncias pequenas.

Exemplo: Ordenação por seleção

- É conhecido como o método mais direto para resolver o problema de ordenação.
- Começamos varrendo o arranjo inteiro para encontrar o menor elemento e permutá-lo com o primeiro elemento.
- Então, varremos a lista, começando pelo segundo elemento, para encontrar o menor dentre os $n - 1$ últimos elementos e permutá-lo com o segundo elemento... e assim por diante.

Exemplo: Ordenação por seleção

- Generalizando, na *i*-ésima passagem pelo arranjo, o algoritmo procura pelo menor item entre os $n - i$ últimos elementos e o permuta com A_i. Após $n - 1$ passos, o vetor está ordenado.

```
SELECAO (A, n)
1. para i = 1 até n - 1 faça
2.     menor = i
3.     para j = i + 1 até n faça
4.         se A[j] < A[menor] então menor = j
5.     aux = A[menor]
6.     A[menor] = A[i]
7.     A[i] = aux
```

- A eficiência $\Theta(n^2)$ é dada pelo número de comparações realizadas na linha 4.

Exemplo: Ordenação por seleção

- O método é ilustrado abaixo. As chaves em negrito sofreram uma troca entre si.

	1	2	3	4	5	6
Chaves iniciais:	*O*	*R*	*D*	*E*	*N*	*A*
i = 1	**A**	*R*	*D*	*E*	*N*	**O**
i = 2	*A*	**D**	**R**	*E*	*N*	*O*
i = 3	*A*	*D*	**E**	**R**	*N*	*O*
i = 4	*A*	*D*	*E*	**N**	**R**	*O*
i = 5	*A*	*D*	*E*	*N*	**O**	**R**

Exemplo: Busca sequencial ou linear

- Compara elementos sucessivos de uma dada lista com uma dada chave de busca até:
  - Encontrar um elemento similar (busca bem sucedida) ou
  - A lista ser exaurida sem encontrar um elemento similar (busca mal sucedida).
- A busca sequencial fornece uma ilustração excelente da força bruta, com sua principal qualidade (simplicidade) e fraqueza (lentidão).

Exemplo: Busca sequencial ou linear

- Pseudocódigo do algoritmo de busca linear:

```
LINEAR (A, n, x)
1. i  =  1
2. enquanto (i <= n  e  x != A[i]) faça
3.    i = i + 1
4. se (i <= n)
5.    então escreve ("encontrado")
6.    senão escreve ("ausente")
```

- A eficiência $O(n)$ é dada pelo número de incrementações realizadas na linha 3.

Exemplo: Casamento de cadeias

- Dada uma cadeia T de n caracteres chamada de texto, e uma cadeia P de m caracteres ($m \leq n$) chamada de padrão, a ideia é encontrar partes do texto que "coincidam" com o padrão.

```
STRING_MATCH (T, n, P, m)
para (i = 1) até (n - m + 1) faça
    j = 1
    k = i
    enquanto (P[j] = T[k] e j <= m) faça
        j = j + 1
        k = k + 1
    se (j > m)
        retorna (i)  % padrão encontrado
retorna (-1)
```

Exemplo: Casamento de cadeias

- O algoritmo é ilustrado abaixo.

t = ACTGATGACGTTAC...

p = TGAC

p = TGAC

p = TGAC

p = TGAC

p = TGAC

p = TGAC

Padrão encontrado no texto!

Exemplo: Casamento de cadeias

- O pior caso acontece quando o algoritmo tem que comparar todos os m caracteres antes de deslocar-se e isso pode ocorrer para cada uma das $n - m$ tentativas.

```
t =  x x x x x x x x x x x x x x x x x x x x
--------------------------------------------
p =  x x x x x x x x y
  p =  x x x x x x x x y
    p =  x x x x x x x x y
      p =  x x x x x x x x y
       ...
```

- Logo, a eficiência $O(nm)$ é dada pelo número de operações realizadas nas linhas 5 e 6.

Força bruta

Como visto, o método força bruta fornece algoritmos simples e aplicáveis, mas que podem ser facilmente melhorados:

- A ordenação por seleção foi "substituída" por algoritmos da ordem $O(nlog(n))$, como QuickSort (caso médio e melhor caso) e HeapSort.
- A complexidade da busca linear é superior assintoticamente a pesquisa binária, que requer $O(log(n))$ comparações.
- Com relação ao casamento de cadeias, existem algoritmos bem mais eficientes que a força bruta, por exemplo, o Shift-And com custo $O(n)$ e o BMH com caso médio em $O(n/m)$.

Prós e contras

- **Prós**:
  - Ampla aplicabilidade.
  - Fornece algoritmos simples para problemas importantes:
    - ordenação e busca;
    - casamento de cadeias;
    - multiplicação de matrizes;
    - soma/produto de n número;
    - encontrar o maior (ou menor) elemento em uma lista;
    - ...
- **Contras**:
  - Pouco criativa quando comparada com outras técnicas.
  - Raramente fornece algoritmos competitivos, sendo alguns até inaceitavelmente vagarosos dependendo do volume de dados que ele precisa analisar.

Tipos de problemas

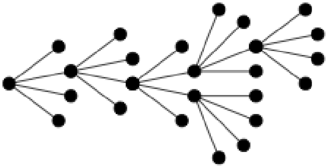
- **Decisão**: Problemas computacionais que almejam encontrar um elemento com propriedades especiais em um domínio que cresce com o tamanho da instância.
- **Otimização**: Problemas ainda mais complexos que buscam encontrar uma solução máxima (*max*) ou mínima (*min*) em relação a algum critério.
- A dificuldade surge quando o algoritmo tem que realizar essa pesquisa em um grande (possivelmente exponencial) conjunto de possibilidades.

Força bruta tradicional

1. Listar todas as soluções potenciais para o problema de uma maneira sistemática. Nenhuma solução é repetida.
2. Avaliar as soluções, uma a uma, eliminando as não práticas e mantendo a melhor encontrada até o momento.
3. Quando a busca terminar, anunciar o vencedor.

Backtracking e branch-and-bound

- A técnica de projeto *backtracking* é uma maneira de construir um algoritmo força bruta para um problema de decisão.
- A ideia básica é decompor o processo em um número finito de subtarefas parciais que devem ser exploradas exaustivamente em busca de soluções válidas.
- O processo de tentativa gradualmente constrói e percorre uma árvore de subtarefas de forma recursiva.



Backtracking e branch-and-bound

- *Backtracking* incrementalmente constrói candidatas de soluções e **abandona** uma candidata parcialmente construída tão logo quanto for possível determinar que ela não pode gerar uma solução válida.
- Quando aplicável, *backtracking* é frequentemente mais rápido na prática que algoritmos de enumeração total (força bruta tradicional), já que ele pode eliminar um grande número de soluções inválidas com um único teste.
- Ambas usam busca em profundidade. Porém, enquanto a força bruta tradicional gera todas as possíveis soluções e só depois verifica se elas são válidas, *backtracking* só gera soluções válidas.

Exemplo: Labirinto

- Dado um labirinto cercado por paredes, encontre um caminho da entrada à saída.
- Em cada interseção, você tem que decidir se vai para cima, baixo, esquerda, ou direita.
- Não há informação suficiente para escolher corretamente.
- Cada escolha leva a outro conjunto de escolhas.
- Uma ou mais sequência de escolhas pode ser a solução.

Exemplo: Labirinto

- Caminho encontrado usando a seguinte ordem de busca:
  - para esquerda
  - para baixo
  - para direita
  - para cima

X	X	X	X	X	X	X	X
X	00	01					X
X	X	02	X				X
X	04	03	X	X	X		X
X	05	X	X				X
X	06	X	10	11	12	X	X
X	07	08	09	X	13	14	X
X	X	X	X	X	X	15	X

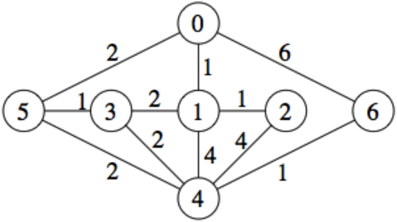
- Caminho encontrado usando a seguinte ordem de busca:
  - para direita
  - para baixo
  - para esquerda
  - para cima

X	X	X	X	X	X	X	X
X	00	01	02	03	04	05	X
X	X		X			06	X
X			X	X	X	07	X
X		X	X		09	08	X
X		X			10	X	X
X				X	11	12	X
X	X	X	X	X	X	13	X

- Encontrar um trajeto que passe por todos os vértices de um grafo exatamente uma vez antes de retornar a origem.

- O algoritmo que faz busca em profundidade caminha em um grafo em tempo $O(|V| + |A|)$.

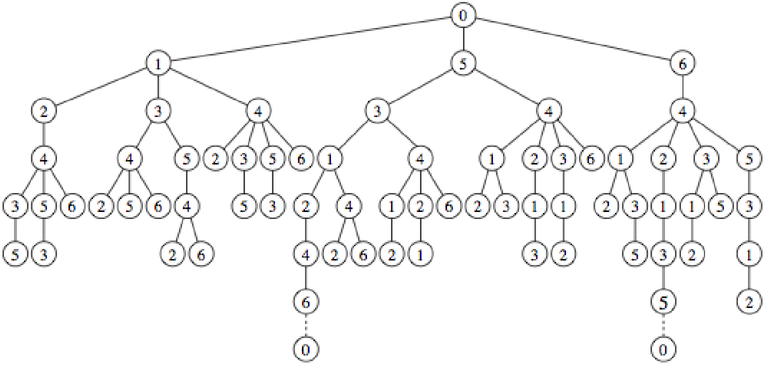
- Obter um algoritmo tentativa e erro modificando a busca em profundidade para tentar todos os caminhos possíveis.



	1	2	3	4	5	6
0	1				2	6
1		1	2	4		
2				4		
3				2	1	
4					2	1
5						

Exemplo: Ciclo Hamiltoniano

- A árvore de caminhamento é:



- Existem duas respostas: [0 5 3 1 2 4 6 0] e [0 6 4 2 1 3 5 0].
- Para um grafo completo, que contém arestas ligando todos os pares de vértices, existem $O(n!)$ ciclos simples.

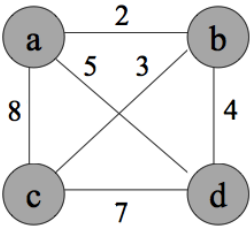
Backtracking e branch-and-bound

- O algoritmo de *backtracking* é útil para problemas de decisão, mas não foi planejado para problemas de otimização.
- Mesmo assim, podemos **estender** o algoritmo de *backtracking* para trabalhar com problemas de otimização.
- Ao fazer isso, obteremos o padrão de algoritmos chamado de *branch-and-bound*.
- O *branch-and-bound* não termina ao achar a primeira solução. Ele continua até a **melhor** solução ser encontrada.
- O algoritmo tem um mecanismo de pontuação, que **encerra** a tentativa tão logo se saiba que a mesma não levará a um valor menor (*min*) ou ultrapassará um dado limite (*max*).

Exemplo: Caixeiro viajante

- Dadas *n* cidades com distâncias conhecidas entre cada par, encontrar o trajeto mais curto que passe por todas as cidades exatamente uma vez antes de retornar a cidade de origem.

- Alternativamente: Encontrar o ciclo Hamiltoniano mais curto em um grafo conectado e ponderado.

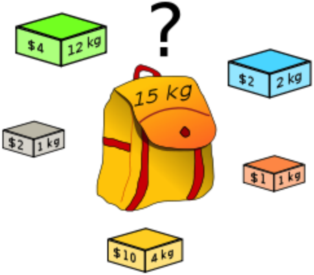


Trajeto	Custo
• a→b→c→d→a	2+3+7+5 = 17
• a→b→d→c→a	2+4+7+8 = 21
• a→c→b→d→a	8+3+4+5 = 20
• a→c→d→b→a	8+7+4+2 = 21 *
• a→d→b→c→a	5+4+3+8 = 20
• a→d→c→b→a	5+7+3+2 = 17

- Solução ineficiente: $O(n!)$

Exemplo: Problema da mochila

- Preencher uma mochila com objetos de diferentes pesos e valores. O objetivo é que se preencha a mochila com o maior valor possível, não ultrapassando seu peso máximo.



Solução: três caixas amarelas e três caixas cinzas; se apenas as caixas mostradas estiverem disponíveis, então todos, menos a caixa verde.

- Solução: Obter todos os subconjuntos ($= 2^n$) do conjunto de n itens dados, calculando o peso de cada um e separando os praticáveis. No fim, encontrar um subconjunto com o valor mais elevado entre eles.

Considerações

- Algoritmos de força bruta são executados em uma quantidade de tempo realista somente para instâncias pequenas.
- Em alguns casos, existem alternativas muito melhores, porém, em outros, a força bruta (ou variação) é a única opção para encontrar a solução exata.
- Viu-se que tanto para o problema do caixeiro viajante quanto da mochila, a força bruta leva a algoritmos ineficientes.
- Por outro lado, a computação ainda não conhece algoritmos eficientes para resolvê-los.
- Esse tipo de problema é conhecido como *NP*-Difícil e será melhor definido mais a frente.

Divisão e conquista

- O uso desse paradigma geralmente leva a soluções eficientes e elegantes, em especial por ser uma técnica que usa recursão.
- **Ideia**:

  1. **Dividir** o problema em um ou mais subproblemas.
  2. **Conquistar** os subproblemas, resolvendo-os recursivamente. Se os tamanhos dos subproblemas forem pequenos o bastante, basta resolvê-los de forma direta.
  3. **Combinar** as soluções encontradas dos subproblemas, a fim de forma uma solução para o problema original.

Exemplo: Máximo e mínimo

- Considere o algoritmo abaixo para obter o maior e o menor elemento de um vetor de inteiros $v[1..n]$, $n \geq 2$.

```
MAXMIN (A, low, high)
    if (high - low + 1 = 2) then
       if (A[low] < A[high]) then
          max = A[high]; min = A[low]
       else
          max = A[low]; min = A[high]
       end if
    else
       mid = (low + high)/2
       (max_l, min_l) = MAXMIN(A, low, mid)
       (max_r, min_r) = MAXMIN(A, mid + 1, high)
       Set max to the larger of max_l and max_r
       Set min to the smaller of min_l and min_r
    end if
    return((max, min))
```

Exemplo: Máximo e mínimo

- Seja $T(n)$ uma função de complexidade tal que $T(n)$ é o número de comparações entre os n elementos de v.

  Logo,

$$
\begin{aligned}
T(n) &= \Theta(1), && \text{para } n \leq 2 \\
T(n) &= T(n/2) + T(n/2) + \Theta(1), && \text{para } n > 2 \\
T(n) &= 2T(n/2) + \Theta(1), && \text{para } n > 2
\end{aligned}
$$

- De acordo com o Teorema Mestre, o algoritmo é eficiente, com complexidade no tempo $T(n) = \Theta(n)$.

Exemplo: Máximo e mínimo

- O algoritmo MAXMIN recursivo tem o mesmo comportamento assintótico de um simples algoritmo iterativo.
- No entanto, a tendência é que o MAXMIN recursivo apresente um pior desempenho na prática.
- A cada chamada do procedimento, o compilador salva em uma estrutura de dados os valores de *low*, *high*, *min* e *max*, além do endereço de retorno da chamada para o procedimento.
- **Devemos evitar uso de recursividade quando existe uma solução óbvia por iteração**.

Balanceamento

- O algoritmo MAXMIN divide o problema em subproblemas de mesmo tamanho.
- Este é um aspecto importante no projeto de algoritmos:

  Procurar sempre manter o **balanceamento** na subdivisão de um problema em partes menores.
- No problema de ordenação, o efeito provocado pelo princípio do balanceamento é bem nítido.
- Como exemplo, vamos analisar o comportamento do algoritmo de ordenação QuickSort.

Exemplo: QuickSort

- O QuickSort é o algoritmo de ordenação mais rápido para a maioria das aplicações práticas existentes.
- A chave do QuickSort é uma rotina que escolhe o elemento pivô e o coloca na sua posição correta.
- Após particionar o vetor em dois (elementos à esquerda e à direita do pivô), os segmentos são ordenados recursivamente, primeiro o da esquerda e depois o da direita.
- Seu tempo de execução depende do particionamento do vetor: balanceado (melhor caso) ou não balanceado (pior caso).

Particionamento não balanceado

- O comportamento do QuickSort no pior caso ocorre quando a sua rotina interna produz um segmento com $n - 1$ elementos e outro com 0 (zero) elementos em cada nível recursivo.

- Nesse caso, a fórmula de recorrência para o algoritmo assume a seguinte forma:

$$\begin{aligned}
T(0) &= \Theta(1) \\
T(1) &= \Theta(1) \\
T(n) &= T(n-1) + T(0) + \Theta(n) \\
T(n) &= T(n-1) + \Theta(n), \text{ para } n > 1
\end{aligned}$$

- Resolvendo a formulação acima, obtém-se $\Theta(n^2)$.

- Por exemplo, quando o vetor de entrada já está ordenado e o pivô é o último elemento.

Particionamento balanceado

- O comportamento no melhor caso ocorre quando a sua rotina interna produz dois segmentos, cada um de tamanho não maior que a metade de n em cada nível recursivo.
- Nesse caso, a fórmula de recorrência para o algoritmo assume a seguinte forma:

  $T(1) = \Theta(1)$

  $T(n) = T(\frac{n}{2}) + T(\frac{n}{2}) + \Theta(n)$

  $T(n) = 2T(\frac{n}{2}) + \Theta(n)$, para $n > 1$
- Resolvendo a formulação acima, obtém-se $\Theta(nlog(n))$.
- Por exemplo, quando o vetor de entrada já está ordenado e o pivô é o elemento do meio.

Considerações

- A divisão e conquista é uma técnica recursiva e, por isso, descendente, em que o balanceamento é útil.
- Decompõe sucessivamente um problema em subproblemas independentes triviais, resolvendo-os e combinando suas soluções em uma solução para o problema original.
- Por exemplo, no QuickSort, o balanceamento dos tamanhos dos subproblemas levou a um resultado muito superior.
- Saiu-se de uma complexidade $O(n^2)$ para uma complexidade $O(nlog(n))$ considerando valores grandes de n.

Estratégia gulosa

- Os algoritmos gulosos são tipicamente usados para resolver problemas de otimização.
- **Ideia**: Quando temos uma escolha a fazer, fazemos aquela que pareça ser a melhor no momento, ou seja, fazemos escolhas ótimas locais, na esperança de obter uma solução ótima global.
- Os algoritmo gulosos nem sempre levam a uma solução ótima, mas as vezes sim.
- Exemplos: árvore geradora mínima, caminho mínimo a partir de uma fonte, compressão/codificação de dados.

Estratégia gulosa

- A estratégia gulosa sugere construir uma solução através de uma sequência de passos, cada um expandindo uma solução parcialmente construída até o momento, até uma solução completa para o problema ser obtida.
- Em cada passo - e este é o ponto central desta técnica - a escolha deve ser feita:
  - **Possível**: Deve satisfazer as restrições do problema;
  - **Localmente ótima**: Deve ser a melhor escolha local dentre todas as escolhas disponíveis naquela passo;
  - **Irreversível**: Uma vez feita, ela não pode ser alterada nos passos subsequentes do algoritmo.

Estratégia gulosa

- **Problema geral**: Dado um conjunto C, determine um subconjunto $S \subseteq C$ tal que:
  - S satisfaz uma dada propriedade P, e
  - S é mínimo (ou máximo) em relação a algum critério α.
- O algoritmo guloso para resolver o problema geral consiste em um processo iterativo em que S é construído adicionando-se ao mesmo elementos de C um a um.

Algoritmo guloso genérico

- Quando o algoritmo guloso genérico funciona corretamente, a primeira solução encontrada é sempre ótima.

```
Conjunto guloso (C)
// C : conjunto de candidatos
1. S = { }   // S é o conjunto solução
2. enquanto (C não for vazio)
3.     x = seleciona (C)
4.     C = C - x
5.     se ((S + x) for viável) então S = S + x
6. se (solução (S))
7.     então retorna (S)
8.     senão retorna ("Não existe solução")
```

Algoritmo guloso genérico

- No início, o conjunto S de candidatos escolhidos está vazio.
- A cada passo, o melhor candidato restante ainda não tentado é considerado. O critério de escolha é ditado por uma função de seleção relacionada com um objetivo (max/min).
- Se o conjunto aumentado de candidatos se torna inviável, o candidato é rejeitado. Senão, o candidato é adicionado ao conjunto S de candidatos escolhidos.
- Lembrando que S pode ser, ou não, uma solução ótima.

Aplicação: Caminho mínimo com uma fonte

- Definição: Dado um grafo ponderado $G = (V, E)$, desejamos obter o caminho mais curto (ou seja, de menor peso) a partir de um dado vértice fonte $s \in V$ até qualquer $v \in V$.
- Exemplo: Um motorista quer encontrar o caminho mais curto a partir de Belém até São Paulo.
- Uma possibilidade consiste em enumerar todos os possíveis caminhos de Belém a São Paulo, adicionar as distâncias em cada roda e selecionar a rota mais curta.
- Outra é usar o Algoritmo de Dijkstra, que é uma **estratégia gulosa** aplicável a grafos com pesos não-negativos.

Técnica de relaxamento

- Vários algoritmos são baseados na técnica de relaxamento.
- Para cada vértice $v \in V$, mantemos um atributo $d[v]$, que é um limite superior para o caminho mais curto entre s e v:

$$\delta(s, v) \leq d[v],$$

onde $\delta(s, v)$ é o caminho mínimo entre a fonte s e o vértice v.

O atributo $d[v]$ é uma estimativa para $\delta(s, v)$ e é inicializado com um valor muito alto.

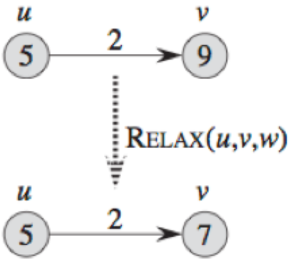
Técnica de relaxamento

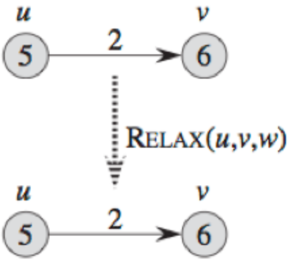
- O propósito de "relaxar" a aresta (u, v) consiste em testar se, passando por u, é possível melhorar a estimativa do caminho mais curto obtido, até então, entre s e v.

```
Relax (u,v,w)
// w: peso da aresta (u,v)
1. se (d[v] > d[u] + w(u,v)) então
2.     d[v] = d[u] + w(u,v)
3.     p[v] = u
```

- Mantemos para cada vértice $v \in V$ o seu predecessor $p[v]$ que é outro vértice ou *nil*.
- Os atributos p são definidos de tal maneira que a cadeia de predecessores originada em v nos dá o caminho mais curto da fonte s até v em termos dos pesos de cada aresta de G.

Técnica de relaxamento





Algoritmo de Dijkstra

- O algoritmo de Dijkstra resolve de forma ótima o problema de caminho mínimo com uma fonte em grafos ponderados.

- O vértice fonte s é dado como parâmetro de entrada.

- O algoritmo mantém um conjunto S de vértices, onde para todo $v \in S$, temos $d[v] = \delta(s, v)$.

Algoritmo de Dijkstra

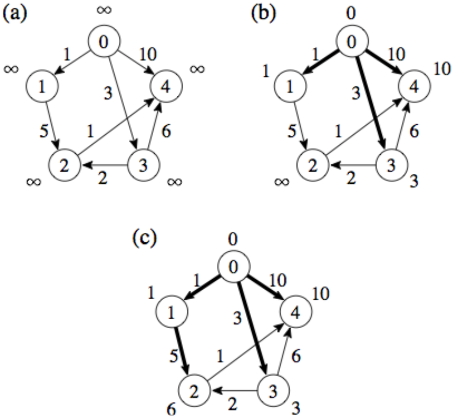
- O algoritmo iterativamente seleciona **um vértice** $u \in V - S$ **com a menor estimativa de distância** e insere u em S.

- Ao mesmo tempo que "relaxa" as arestas que emanam de u.

- As arestas **não** podem apresentar pesos negativos.

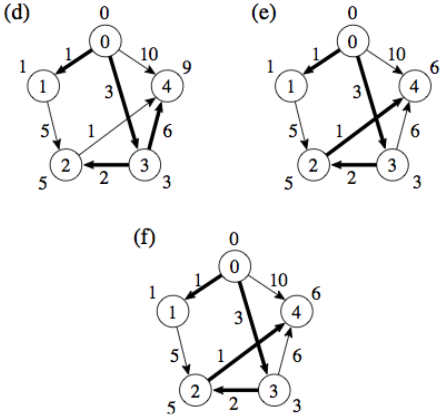
- Todos os subcaminhos em um caminho mais curto também são caminhos mais curtos.

```
Dijkstra (G,w,s)
    para cada u em V[G]
       d[u] = infinito
       p[u] = nil
    d[s] = 0
    S = { }
    Q = nova fila de prioridades em V[G]
    enquanto Q não for vazia
       u = EXTRACT-MIN(Q)
       S = S + u
       para cada v em Adj[u]
          Relax (u,v,w)
    retorne (p)
```



Iteração	S	d[0]	d[1]	d[2]	d[3]	d[4]
(a)	$\emptyset$	∞	∞	∞	∞	∞
(b)	$\{0\}$	0	1	∞	3	10
(c)	$\{0, 1\}$	0	1	6	3	10

Algoritmo de Dijkstra



Iteração	S	d[0]	d[1]	d[2]	d[3]	d[4]
(d)	$\{0, 1, 3\}$	0	1	5	3	9
(e)	$\{0, 1, 3, 2\}$	0	1	5	3	6
(f)	$\{0, 1, 3, 2, 4\}$	0	1	5	3	6

Algoritmo de Dijkstra

- Obviamente, a complexidade de Dijkstra depende de como a fila de prioridade Q é implementada.

- Considerando um grafo $G = (V, E)$, onde $v = |V|$ e $e = |E|$, e uma fila de prioridades Q implementada por um **vetor não ordenado**:

  - $O(v)$ para extrair cada vértice da fila de prioridades. Feito uma vez para cada vértice $= O(v^2)$.

  - $O(1)$ para decrementar a chave dos vértices adjacentes. Feito no máximo $|E|$ vezes $= O(e)$.

- Logo, o custo total é $O(v^2 + e) = O(v^2)$.

Algoritmo de Dijkstra

- Em grafos esparsos (i.e. poucas arestas), sua eficiência pode ser incrementada usando *heap* como fila de prioridades.

- Considerando um grafo $G = (V, E)$ representado por uma lista de adjacência, onde $v = |V|$ e $e = |E|$, e uma fila de prioridades Q implementada por um *min-heap*:

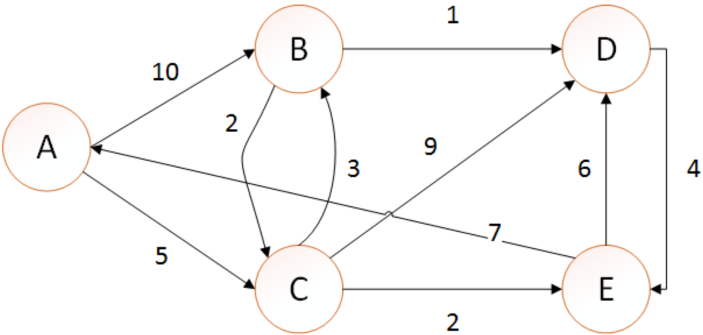
  - $O(log(v))$ para extrair cada vértice da fila de prioridades. Feito uma vez para cada vértice $= O(v\ log(v))$.

  - $O(log(v))$ para decrementar a chave dos vértices adjacentes. Feito no máximo $|E|$ vezes $= O(e\ log(v))$.

- Logo, o custo total é $O(v\ log(v) + e\ log(v)) = O(e\ log(v))$.

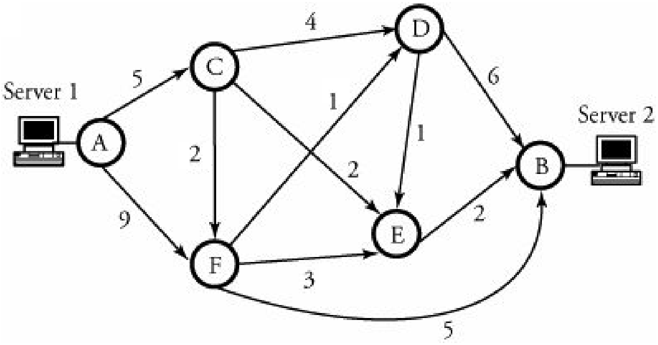
Exercício

- Use o algoritmo de Dijkstra para encontrar o caminho mínimo entre o vértice A e os demais vértices do grafo abaixo.



Exercício

- O grafo abaixo retrata o esquema de uma rede de comutação com 6 (seis) nós e os respectivos custos das arestas que ligam esses nós. Encontre o caminho de menor custo entre o Server 1 e o Server 2 usando o algoritmo de Dijkstra.

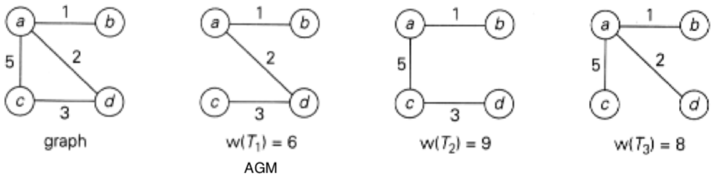


Aplicação: Árvore geradora mínima (AGM)

- Uma árvore geradora T de um grafo conexo é um subgrafo acíclico conexo que contém todos os vértices do grafo.

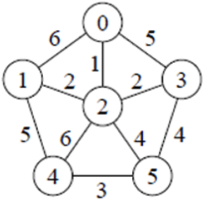
- Uma árvore geradora mínima de um grafo conexo ponderado é a sua árvore geradora de menor peso.

- O peso w de uma árvore é definido como a soma dos pesos de todas as suas arestas.

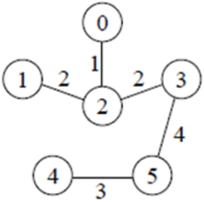


Aplicação: Árvore geradora mínima (AGM)

- Definição: O problema da AGM consiste em encontrar uma árvore geradora mínima dado um grafo ponderado conexo.
- Exemplo: Projeto de uma rede de comunicação conectando n localidades. Dentre as possibilidades de conexão, achar a que usa a menor quantidade de cabos.



Grafo Conexo



Árvore geradora mínima T

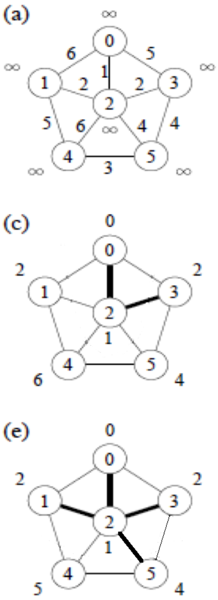
- A árvore T **não** é única, pode-se substituir a aresta (3,5) pela aresta (2,5) obtendo outra AGM de custo 12.

- O algoritmo de Prim sempre leva a uma AGM. Ver a prova do Teorema do Corte Mínimo no Livro Texto.
- Passo 1: Escolher um vértice arbitrário do conjunto V.
- Passo 2: Em cada iteração, expandimos a árvore corrente de maneira **gulosa**, juntando a ela o **vértice mais próximo** que ainda não pertence a árvore.
- Por vértice mais próximo, consideramos um vértice que ainda não está na árvore, conectado a um vértice da árvore por uma aresta de menor peso.

Algoritmo de Prim

```
AGM-PRIM (G,w,s)
    para cada u em V[G]
        d[u] = infinito
        p[u] = nil
    d[s] = 0
    S = { }
    Q = nova fila de prioridades em V[G]
    enquanto Q não for vazia
        u = EXTRACT-MIN(Q)
        S = S + u
        para cada v em Adj[u]
            se v pertence a Q e w(u,v) < d[v]
                d[v] = w(u,v)
                p[v] = u
    retorne (p)
```

Algoritmo de Prim



- Obviamente, a complexidade de AGM-PRIM depende de como a fila de prioridade Q é implementada.
- Considerando um grafo $G = (V, E)$, onde $v = |V|$ e $e = |E|$, e uma fila de prioridades Q implementada por um **vetor não ordenado**:
  - $O(v)$ para extrair cada vértice da fila de prioridades. Feito uma vez para cada vértice $= O(v^2)$.
  - $O(1)$ para decrementar a chave dos vértices adjacentes. Feito pelo menos uma vez para cada aresta $= O(e)$.
  - O teste de pertinência à fila Q pode ser feito em tempo constante usando um vetor booleano.
- Logo, o custo total é $O(v^2 + e) = O(v^2)$.

Algoritmo de Prim

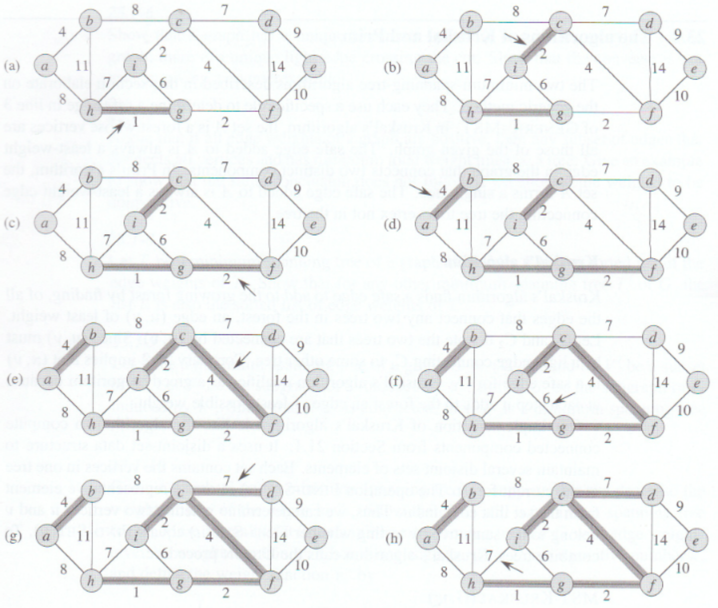
- Sua eficiência pode ser incrementada em grafos esparsos o suficiente usando *heap* como fila de prioridades.
- Considerando um grafo $G = (V, E)$ representado por uma lista de adjacência, onde $v = |V|$ e $e = |E|$, e uma fila de prioridades Q implementada por um *min-heap*:
  - $O(log(v))$ para extrair cada vértice da fila de prioridades. Feito uma vez para cada vértice $= O(v\ log(v))$.
  - $O(log(v))$ para decrementar a chave dos vértices adjacentes. Feito pelo menos uma vez para cada aresta $= O(e\ log(v))$.
  - O teste de pertinência à fila Q pode ser feito em tempo constante usando um vetor booleano.
- Logo, o custo total é $O((v + e)log(v)) = O(e\ log(v))$.

- Outro algoritmo para resolver de forma ótima o problema de encontrar uma AGM é o de Kruskal, também **guloso**.
- O conjunto A é uma floresta (i.e. conjunto de árvores) e toda aresta adicionada a A é uma **aresta de menor peso** que une duas árvores distintas.
- O processo que une duas árvores é repetido até que exista apenas uma árvore na floresta.
- Usa a estrutura de dados para conjuntos disjuntos com as operações: criar um novo conjunto, unir dois conjuntos e encontrar o conjunto que contém um dado elemento.

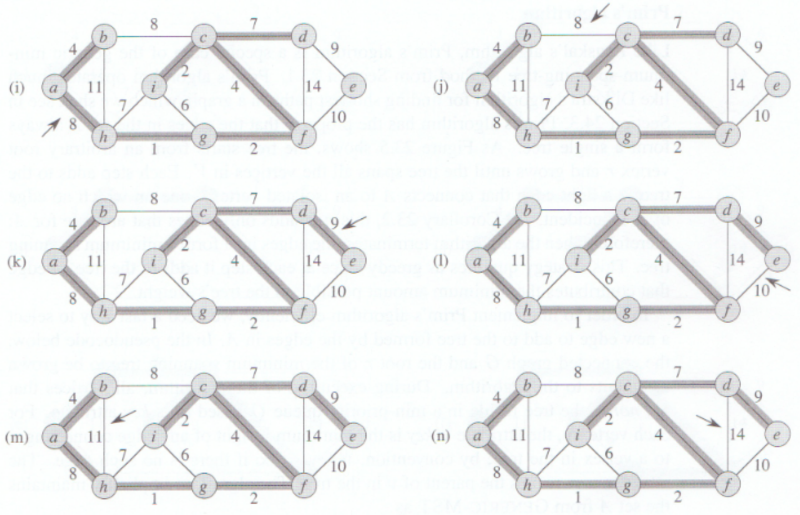
```
AGM-KRUSKAL(G, w)
  A ← ∅
  para cada v ∈ V[G] faça
      MAKE-SET(v)
  Ordene as arestas em ordem não-decrescente de peso
  para cada (u, v) ∈ E nessa ordem faça
      se FIND-SET(u) ≠ FIND-SET(v)
          então A ← A ∪ {(u, v)}
                UNION(u, v)
  devolva A
```

Complexidade:

- Ordenação: $O(E \lg E)$
- $|V|$ chamadas a MAKE-SET
- $|E| + |V| - 1 = O(E)$ chamadas a UNION e FIND-SET


(a)
(b)
(c)
(d)
(e)
(f)
(g)
(h)

Algoritmo de Kruskal



- Usando a representação *disjoint-set-forest* com *union-by-rank* e *path-compression*, o tempo gasto com as operações é:

  $O((v+e)\beta(v)) = O(e\ \beta(v)),$

  onde β é uma função que cresce muito lentamente.

- Como $\beta(v) = O(log(v)) = O(log(e))$, o passo que consome mais tempo no algoritmo é a ordenação das arestas.

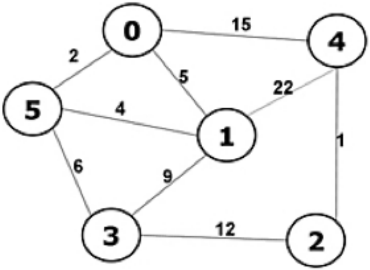
- Logo, o custo total é $O(e\ log(e)) = O(e\ log(v))$.

- Mais detalhes sobre as estruturas de dados para conjuntos disjuntos podem ser encontrados no Livro Texto.

Exercício

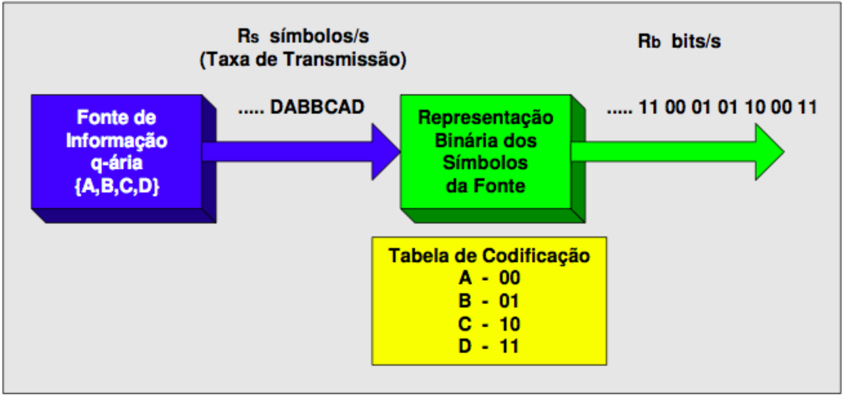
- A prefeitura de uma cidade precisa pavimentar algumas ruas para que se possa ir de qualquer bairro para qualquer bairro só por rua pavimentada. No entanto, o prefeito quer minimizar ao máximo o total de quilômetros a pavimentar.

  Dado o mapa abaixo, mostre o conjunto de ruas a pavimentar que preencha todos esses requisitos.



- A compressão de dados consiste em representar o texto (i.e. sequência de símbolos) original usando menos espaço.
- Para isso, basta substituir os símbolos do texto por outros que possam ser representados usando um número menor de *bits*.
- O arquivo comprimido ocupa menos espaço (armazenamento); leva menos tempo para ser lido do disco, ou transmitido por um canal de comunicação; e para ser pesquisado.

Aplicação: Compressão de dados



- Tem-se um arquivo com 100.000 caracteres e deseja-se armazená-lo compactado.

Tabela: 1

	A	**B**	**C**	**D**	**E**	**F**
Frequência (x1000)	45	13	12	16	9	5
Código de comprimento fixo	000	001	010	011	100	101
Código de comprimento variável	0	101	100	111	1101	1100

- A Tabela 1 traz um arquivo de dados com 100.000 caracteres que contém no seu alfabeto os caracteres [A..F].
- Se cada caractere for representado com um código de 3 bits, será necessário 300.000 *bits* para codificar o arquivo.
- Em geral, os caracteres do alfabeto não são equiprováveis, ou seja, possuem diferentes probabilidades de ocorrência.
- Logo, é razoável pensar em códigos de comprimento variável, atribuindo códigos mais curtos a caracteres mais frequentes.
- Por exemplo, usando o código de comprimento variável da Tabela 1, é possível codificar o arquivo com 224.000 *bits*.

Tipos de Códigos

Caractere	Prob.(%)	Cód.I	Cód.II	Cód.III	Cód.IV
A	50	00	0	0	0
B	25	01	1	10	01
C	15	10	00	110	011
D	10	11	11	111	0111

- O Código II parece ser o mais eficiente. Porém, ao contrário dos demais, ele não é univocamente descodificável.
- No Código IV, o bit 0 funciona como separador. Assim, cada palavra de código é descodificada com atraso de 1 bit.
- Já os Códigos I e III são **códigos de prefixo**, ou seja, são univocamente descodificáveis e possuem descodificação instantânea.

Tipos de Códigos

Caractere	Prob.(%)	Cód.I	Cód.II	Cód.III	Cód.IV
A	50	00	0	0	0
B	25	01	1	10	01
C	15	10	00	110	011
D	10	11	11	111	0111
$\overline{L}$	-	2	1,25	1,75	1,875

- O Código III apresentou um comprimento médio $\overline{L}$ menor que o do Código I, o que o torna mais eficiente.

  $\overline{L} = \sum_{c=1}^{n} l_c \ p_c \ bits/\text{símbolo}$, onde

  l_c é o tamanho da palavra binária que representa o caractere c e p_c é a probabilidade de ocorrência do caractere c.

Tipos de Códigos

<u>Exemplo</u> – Considere uma fonte discreta que emite 4 possíveis símbolos a uma taxa de 200 símbolos/s

Símbolo da Fonte	Probabilidade de Ocorrência	Representação Binária Usual	Representação Binária Alternativa
A	50%	00	0
B	25%	01	10
C	15%	10	110
D	10%	11	111

$\bar{L} = 2$ bits/símbo lo $R_b = 400$ bits/s

$\bar{L} = 1{,}75$ bits/símbolo $R_b = 350$ bits/s

Código mais eficiente

Código de Huffman

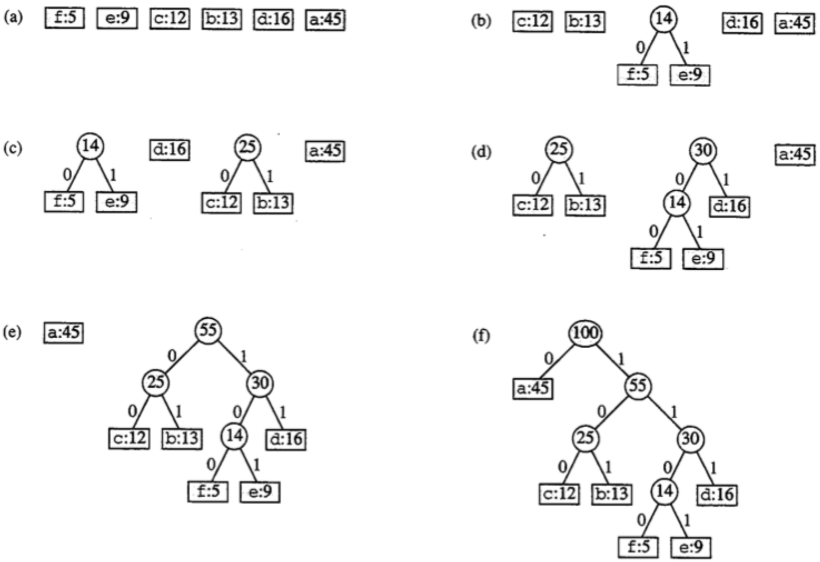
- **Código de Huffman**: Algoritmo eficiente e amplamente utilizado para compressão de dados.
- Sua ideia principal consiste em atribuir códigos mais curtos a símbolos com frequências mais altas.
- Associa códigos binários únicos e de tamanho variável a cada símbolo diferente do alfabeto.
- É gerada uma **árvore binária de prefixo ótima** ao final, ou seja, de comprimento médio mínimo: Árvore de Huffman.

Código de Huffman

O algoritmo de Huffman é **guloso** e consiste dos seguinte passos em um alfabeto de c caracteres:

1. Manter uma floresta de árvores com peso igual à soma das frequências de suas folhas.
2. Selecionar as árvores T_i e T_k de menores pesos e formar uma nova árvore com T_i e T_k.
3. Repetir o passo anterior, até obter a árvore binária final.

Exemplo da Tabela 1



Exemplo da Tabela 1

- Calculando quantos são os bits necessários para armazenar o arquivo com o código prefixo ótimo obtido pelo algoritmo de Huffman:

  $(45 \text{ x } 1 + 13 \text{ x } 3 + 12 \text{ x } 3 + 16 \text{ x } 3 + 9 \text{ x } 4 + 5 \text{ x } 4) \text{ x } 1.000$
  $= 224.000$ *bits*,

  o que representa uma economia de aproximadamente 25%, quando comparado com a codificação de comprimento fixo apresentada na Tabela 1.

Código de Huffman

- No algoritmo abaixo, assume-se que C é um conjunto de n caracteres e que cada caractere $c \in C$ é um objeto com um atributo $c.freq$ que dá a sua frequência.

```
HUFFMAN (C)
n = |C|
Q = C
para i = 1 até n - 1
    Aloca um novo nó z
    z.esquerda = x = Extract-min(Q)
    z.direita  = y = Extract-min(Q)
    z.freq = x.freq + y.freq
    Insert(Q, z)
retorna Extract-min(Q)  // raiz da árvore
```

- A complexidade no tempo é $O(nlog(n))$ considerando a fila de prioridades Q implementada com *heap* binário.

- A eficiência da codificação de Huffman pode ser melhorada se considerarmos extensões de fonte de ordem superior.

- Por exemplo, considere, a princípio, a codificação abaixo.

Caractere	**Código**	**Probabilidade**	**Tamanho**
M1	0	0,70	1
M2	10	0,15	2
M3	11	0,15	2

- $\overline{L} = 1,3$ *bits*/símbolo. Considerando a representação usual com 2 *bits*, economia de 35%.

- Agora, a extensão de 2ª ordem do alfabeto original:

Caractere	Código	Probabilidade	Tamanho
M1M1	1	0,49	1
M1M2	010	0,105	3
M2M1	001	0,105	3
M1M3	000	0,105	3
M3M1	0111	0,105	4
M2M2	011011	0,0225	6
M2M3	011010	0,0225	6
M3M2	011001	0,0225	6
M3M3	011000	0,0225	6

- $\overline{L} = 2,395$ *bits*/símbolo. Considerando a representação usual com 4 *bits*, economia de aproximadamente 40%.

Código de Huffman

- O código da fonte original proporcionou uma economia de 35%, já o código do alfabeto estendido em 2ª ordem trouxe uma economia de 40%.
- Uma forma melhor de aliar os algoritmos de compressão às necessidades dos sistemas de recuperação de informação é considerar **palavras** como símbolos, e não caracteres.
- O método de Huffman baseado em palavras permite acesso randômico a palavras dentro do texto comprimido, que é um aspecto crítico em sistemas de recuperação de informação.
- Nesse caso, a tabela de símbolos do codificador é exatamente o vocabulário do texto. Isso permite uma integração natural entre o método de compressão e o arquivo invertido.

Código de Huffman

- Codificação de Huffman baseada em palavra:

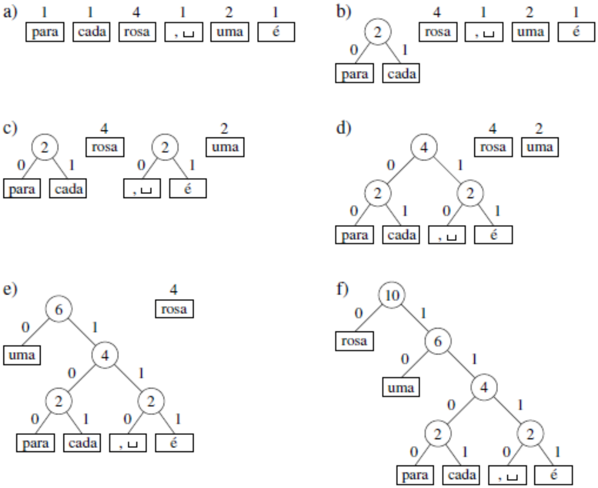
  O método considera cada palavra diferente do texto em linguagem natural como um símbolo, conta suas frequências e gera um código de Huffman para as palavras. A seguir, comprime o texto substituindo cada palavra pelo seu código.

- Caso uma palavra seja seguida de um espaço, então, somente a palavra é codificada. Caso contrário, a palavra e o separador são codificados separadamente.

- Na decodificação, supõe-se que um espaço simples segue cada palavra, a não ser que o próximo símbolo seja um separador.

Código de Huffman

Exemplo: "`para cada rosa rosa, uma rosa é uma rosa`"



Considerações

- O método de Huffman codifica um texto de forma a obter-se uma compactação ótima usando códigos de prefixo.
- De posse da árvore de prefixo correspondente, o processo de codificação ou decodificação pode ser realizado em tempo linear no tamanho da sequência binária codificada.
- Possibilidade de realizar casamento de cadeia diretamente no texto comprimido, que é uma pesquisa bem mais rápida dado que menos *bytes* têm que ser lidos.
- Permite acesso direto a qualquer parte do texto comprimido, iniciando a descompressão a partir da parte acessada. Isto é, não precisa descomprimir o texto desde o início.

- Uma dificuldade quando se usa Huffman é a necessidade de se conhecer *a priori* ou estimar as probabilidades dos símbolos que compõem a sequência que se pretende codificar.
- Outra desvantagem é que tanto o *encoder* quando o *decoder* precisam conhecer a árvore de codificação.

Exercício 1

- Uma fonte de informação emite 1.000 símbolos/segundo. As probabilidades de ocorrência de cada símbolo do alfabeto são mostradas na tabela abaixo.

Símbolo da fonte	Probabilidade de ocorrência
A	0,4
B	0,2
C	0,2
D	0,1
E	0,1

a. Construa uma tabela de codificação usando Huffman.

b. Calcule o comprimento médio do código gerado.

c. Calcule a taxa média de transmissão em *bits*/segundo após a codificação da fonte.

Exercício 2

- Suponha que a tabela a seguir apresenta a frequência de cada letra de um alfabeto em uma *string*.

  Quantos *bits* seriam necessários para representar essa *string* usando um código de Huffman?

Letra	A	B	C	D	E	F
Frequência	20	10	8	5	4	2

(A) 392.
(B) 147.
(C) 113.
(D) 108.
(E) 49.

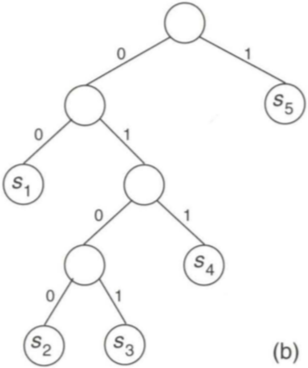
- Suponha o texto S:

  $S = [s_4\ s_3\ s_3\ s_1\ s_3\ s_1\ s_4\ s_5\ s_1\ s_3\ s_3\ s_3\ s_3\ s_3\ s_2\ s_3\ s_5\ s_2\ s_2\ s_2\ s_4]$

  e os códigos dados pela árvore de prefixo T abaixo.

símbolo	*código*
s_1	00
s_2	0100
s_3	0101
s_4	011
s_5	1

(a)



(b)

Exercício 3

a. Quantos dígitos binários são necessários para codificar o texto S usando a árvore de prefixo T?

b. O comprimento da sequência binária produzida no item (a) é mínimo considerando códigos de prefixo? Ou seja, é possível codificar o texto S com um número menor de dígitos usando uma árvore binária de prefixo? Explique.

Considerações

- Para resolver um problema de otimização, o algoritmo guloso escolhe, em cada iteração, o objeto mais "promissor" para fazer parte da solução.
- Um algoritmo guloso toma decisões com base nas informações disponíveis na iteração corrente, sem olhar as consequências que essas decisões (viáveis) terão no futuro.
- Um algoritmo guloso jamais se arrepende ou volta atrás, ou seja, as escolhas que faz em cada iteração são definitivas.
- Os algoritmos gulosos são muito rápidos e eficientes. Contudo, os problemas que admitem soluções gulosas são raros.

Programação dinâmica

- Os problemas de otimização nos pedem que achemos a melhor solução possível, respeitando algumas restrições.
- O *branch-and-bound* busca por todas as soluções possíveis e seleciona a melhor.
  - Sempre retorna a resposta correta, mas é inviável para problemas com instâncias grandes.
- Algoritmos gulosos fazem sempre a melhor escolha em cada ponto de decisão.
  - Sem provas de corretude simples, normalmente falham em obter a melhor solução.
- Já a programação dinâmica é uma técnica de programação ascendente que armazena resultados parciais para acelerar algoritmos recursivos.

Programação dinâmica

- A programação dinâmica (PD) é um nome fantasia para "recursão com apoio de uma tabela".
- Em vez de resolver subproblemas de forma recursiva, vamos resolvê-los sequencialmente e armazenar suas soluções em uma tabela.
- O truque é resolvê-los de maneira que quando a solução de um subproblema seja novamente requerida, esta já esteja disponível na tabela.

- O que um problema de otimização deve ter para que a PD seja aplicável são duas características principais:
  - Subestrutura ótima (ou otimalidade); e
  - Superposição de subproblemas.
- Um problema apresenta uma **subestrutura ótima** quando sua solução ótima contém nela própria soluções ótimas para subproblemas do mesmo tipo.
- A **superposição de subproblemas** surge quando o algoritmo recursivo reexamina o mesmo subproblema muitas vezes.
- Nesses casos, faz sentido calcular cada solução pela primeira vez e armazená-la em uma tabela para uso posterior, ao invés de recalculá-la recursivamente sempre que for necessário.

Sequência de Fibonacci

- A sequência de Fibonacci F é dada por:

$$F_i = F_{i-1} + F_{i-2}$$
$$F_0 = 0$$
$$F_1 = 1$$

- A sequência de Fibonacci foi inicialmente proposta e estudada por Leonardo Fibonacci no contexto de reprodução animal.
- Esse padrão numérico tem aplicações na computação, análise de mercados financeiros, teoria dos jogos, entre outras.

- Algoritmo recursivo para calcular *fib*(n):

```
fib(n)
1. se (n = 0 ou n = 1)
2.     então retorna (n)
3.     senão retorna (fib(n - 2) + fib(n - 1))
```

- A relação de recorrência assume a fórmula:

$$T(0) = 0$$
$$T(1) = 1$$
$$T(n) = T(n-2) + T(n-1), \text{ para } n \geq 2$$

- Limite inferior para $T(n)$:

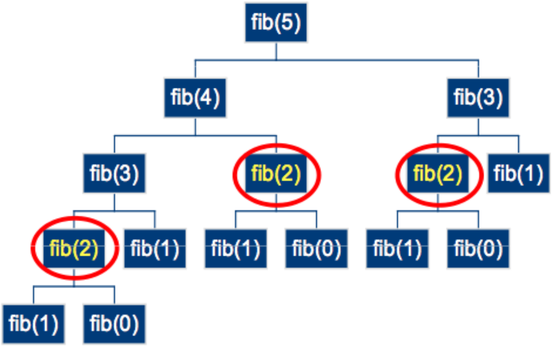
  $$\begin{aligned} &T(n) \geq T(n-2) + T(n-2) = 2T(n-2) \\ &T(n) \geq 4T(n-4) \\ &T(n) \geq 8T(n-6) \\ &\ldots \\ &T(n) \geq 2^k T(n-2k) \end{aligned}$$

- A expansão para quando $n - 2k = 1$, ou seja, $k = \frac{n-1}{2}$.

  Logo, $T(n) \geq 2^{\frac{n-1}{2}}$

- Conclui-se que esse algoritmo recursivo é ineficiente, levando um tempo exponencial para calcular $fib(n)$.

Sequência de Fibonacci



- Por exemplo, para calcular $fib(5)$, chamamos 3 (três) vezes o subproblema do mesmo tipo $fib(2)$.
- Contudo, é possível desenvolver um algoritmo eficiente (em tempo linear) armazenando os valores das instâncias menores e não os recalculando.

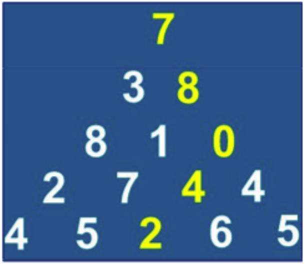
Sequência de Fibonacci

- Programação dinâmica: Armazena os valores das entradas menores e não os recalcula.

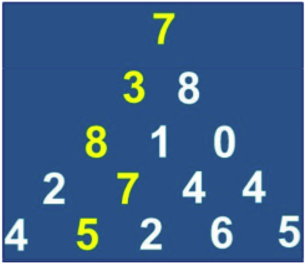
```
Fibonacci(n)
1.  se (n = 0 ou n = 1)
2.  então retorna (n)
3.  senão
4.    F1 = 0
5.    F2 = 1
6.    para i = 1 até n - 1 faça
7.       F = F1 + F2
8.       F1 = F2
9.       F2 = F
10.   retorna (F)
```

- O algoritmo mantem sempre em memória os dois últimos números da sequência e é executado em $O(n)$.

- Pirâmide de números é um problema clássico das Olimpíadas Internacionais de Informática de 1994.
- Objetivo: Calcular a rota, que começa no topo da pirâmide e acaba na base, com **maior soma**. Em cada passo, podemos ir diagonalmente para baixo e para a esquerda ou para baixo e para a direita.



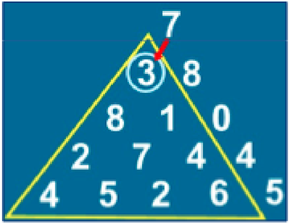
Soma = 21

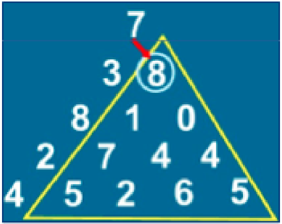


Soma = 30

Pirâmide de números

- Quando estamos no topo da pirâmide, temos duas decisões possíveis (esquerda ou direita):





- Mas o que nos interessa saber sobre essas subpirâmides?
- Apenas interessa o valor da sua "melhor" rota interna, que é uma instância menor do mesmo problema.
- Para o exemplo, a solução é 7 mais o máximo entre o valor da melhor rota de cada uma das subpirâmides.

Pirâmide de números

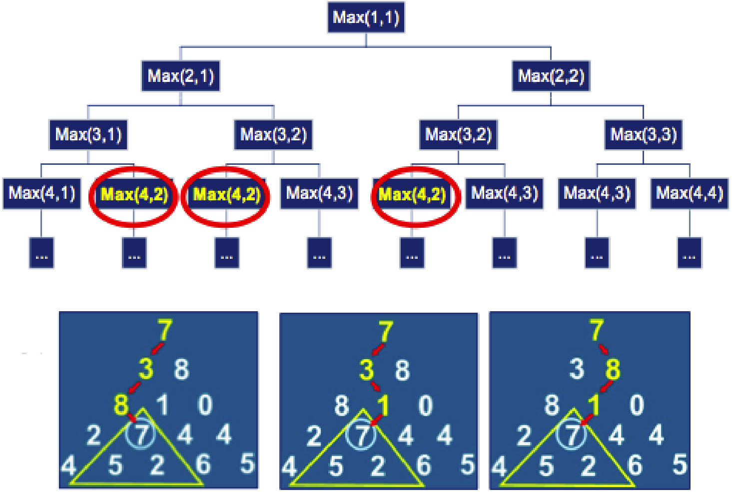
- Então, o problema pode ser resolvido recursivamente.

```
Max(i,j)
% P[i,j] : j-ésimo número da i-ésima linha
% n : altura da pirâmide
se (i = n)
   então soma = P[i,j]
senão
   esq = Max(i+1,j)
   dir = Max(i+1,j+1)
   se (esq > dir)
      então soma = P[i,j] + esq
      senão soma = P[i,j] + dir
retorna (soma)
```

- Para resolver o problema basta executar $Max(1, 1)$.

Pirâmide de números

- O algoritmo recursivo tem crescimento exponencial: $O(2^n)$. Note que o mesmo subproblema é calculado várias vezes.



Pirâmide de números

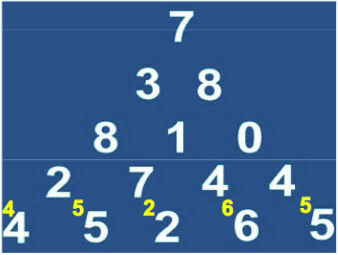
- O problema das pirâmides apresenta as características para ser resolvido com PD: **subestrutura ótima** e **superposição de subproblemas**.

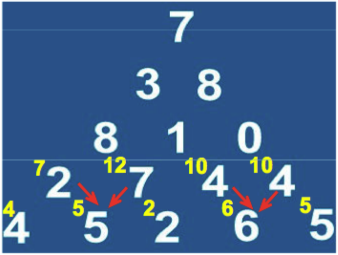
- A solução ótima contém nela própria os melhores percursos de subpirâmides, ou seja, soluções ótimas de subproblemas.

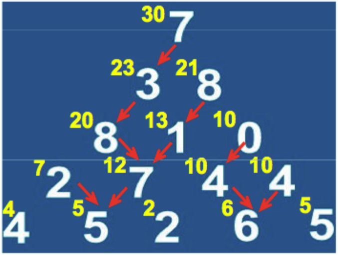
- Para uma dada instância do problema, muitos subproblemas que aparecem são coincidentes.

- A ideia é guardar o valor calculado para cada subproblema em uma tabela para, quando for o caso, reaproveitá-lo.

- Começar a partir do fim!







Pirâmide de números

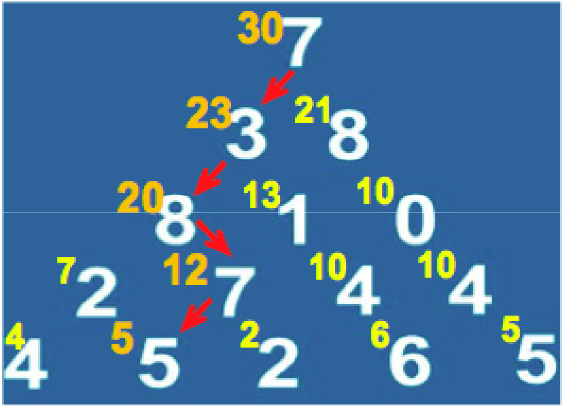
- Tendo em conta a maneira como preenchemos a tabela, é possível aproveitar a matriz P.

```
Calcular(n)
% n : altura da pirâmide
Para i = n - 1 até 1
   Para j = 1 até i
      esq = P[i+1,j]
      dir = P[i+1,j+1]
      se (esq > dir)
         então P[i,j] = P[i,j] + esq
         senão P[i,j] = P[i,j] + dir
```

- Assim, a solução fica em $P[1,1]$, sendo $n > 1$.
- E o tempo necessário para resolver o problema cresce de forma quadrática: $O(n^2)$.

Pirâmide de números

- Para saber a constituição da melhor solução, basta usar a tabela já calculada.



Considerações

- Quando o algoritmo recursivo tem complexidade exponencial, a técnica de PD pode levar a um algoritmo mais eficiente.
- Para resolver os problemas da pirâmide de números e da sequência de Fibonacci usamos PD.
- A PD calcula a solução para todos os subproblemas, partindo dos subproblemas menores para os maiores, armazenando os resultados em uma tabela.
- A vantagem é que uma vez que um subproblema é resolvido, sua resposta é guardada em uma tabela e ele nunca mais é recalculado.

Algoritmos aproximados

- Problemas que podem ser resolvidos em tempo polinomial são considerados tratáveis, enquanto problemas que só podem ser resolvidos por algoritmos exponenciais são intratáveis.
- Problemas considerados intratáveis são comuns na natureza e nas diversas áreas do conhecimento.
- Um exemplo é o Problema do Caixeiro Viajante (PCV), cuja complexidade no tempo dos melhores algoritmos conhecidos para resolvê-lo é $O(n!)$.

Algoritmos aproximados

- Diante de um problema considerado intratável é comum não exigir que o algoritmo sempre obtenha a solução ótima.
- Normalmente, procuramos por algoritmos **eficientes** que não garantem a solução ótima, mas tentam encontrar uma solução que seja a mais próxima possível do ótimo.
- Para isso, existem dois tipos de algoritmos: heurísticas e algoritmos aproximados.

Algoritmos aproximados

- Uma **heurística** é um algoritmo que pode produzir um bom resultado, até mesmo a solução ótima, mas pode também não produzir solução alguma ou uma solução distante do ótimo.
- Na heurística não existe comprometimento com a qualidade dos resultados produzidos.
- Um **algoritmo aproximado** gera soluções aproximadas dentro de um limite para a razão entre a solução ótima e a produzida pelo algoritmo aproximado.
- O comportamento dos algoritmos aproximados é monitorado do ponto de vista da qualidade dos resultados.

Algoritmos aproximados

- Seja I uma instância de um problema P e seja $S^*(I)$ o valor da solução ótima para I.
- Um algoritmo aproximado A gera uma solução possível para I cujo valor $S(I)$ é pior do que o valor ótimo $S^*(I)$.
- Dependendo do problema, o objetivo será por minimizar ou maximizar $S(I)$.
- Por exemplo, em um problema de minimização (p.e. PCV), $0 < S^*(I) \leq S(I)$ e a ideia do algoritmo aproximado é obter uma $S(I)$ o mais próximo possível de $S^*(I)$.

Algoritmos aproximados

- O comportamento do algoritmo aproximado A é descrito pela razão de aproximação:

$$R_A(I) = \frac{S(I)}{S^*(I)},$$

que representa um problema de minimização (no caso de um problema de maximização, a razão é invertida). Em ambos os casos, $R(I) \geq 1$. Com $R(I) = 1$, tem-se uma solução ótima.

Considerações

- Para muitos problemas, foram desenvolvidos algoritmos de aproximação de tempo polinomial com pequenas razões de aproximação constantes.
- Enquanto, para outros problemas, os melhores algoritmos de aproximação de tempo polinomial conhecidos têm razões de aproximação que crescem em função da entrada n.
- Em alguns casos, é possível alcançar razões de aproximação cada vez menores, usando mais tempo de computação.
- Isto é, existe um compromisso entre tempo de computação e qualidade de aproximação.