LINGUAGENS FORMAIS: Teoria, Modelagem e Implementação

Material adicional, versão do dia 11 de abril de 2018 às 11:02

1. Página 32, imediatamente depois do Exemplo 1.8:
   <u>*acrescentar*</u>*:*
   A teoria de conjuntos apresentada nesta seção é um resumo da chamada Teoria Ingênua de Conjuntos (do inglês *Naïve Set Theory*) elaborada por Georg Cantor no final do século XIX. Tal teoria, apesar de simples, permite enunciar alguns paradoxos, entre os quais o mais famoso é o Paradoxo de Russell, proposto por Bertrand Russell em 1901, e que envolve apenas os conceitos de formação de conjunto e de pertencimento:

   > Seja S o conjunto formado por todos os conjuntos que não são elementos de si mesmos, e considere a pergunta: "S é elemento de si mesmo?"

   Para tentar responder à essa pergunta, pode-se considerar duas situações distintas. Na primeira, supõe-se que S seja um elemento de si mesmo. Então, de acordo com a definição, S não deveria fazer parte de S, uma vez que S contém apenas conjuntos que não são elementos de si mesmos. Por outro lado, pode-se supor o caso contrário, ou seja, que S não seja um elemento de si mesmo. Então, pela definição, S se qualifica como um elemento de si mesmo. Portanto, qualquer que seja o caso que se considere, temos uma contradição. Logo, a hipótese é falsa e não existe um conjunto S com tal característica.

   A fim de evitar a formulação de paradoxos como esse, foram desenvolvidas teorias de conjuntos alternativas, como é o caso da Teoria de Tipos do próprio Russell e também a Teoria Axiomática de Zermelo, que posteriormente serviu de base para a Teoria Axiomática de Zermelo-Fraenkel com o Axioma da Escolha (ZFC). Essa última é considerada um dos principais fundamentos da matemática moderna.

2. Página 35, Teorema 1.2:
   onde se lê:
   "Considere-se $A \subseteq C$ e $B \subseteq C$, de forma que ..."
   leia-se:
   "Considere-se a condição (1) e, além disso, $A \subseteq C$ e $B \subseteq C$, de forma que ..."
   antes de "Portanto...", <u>acrescentar</u> o seguinte parágrafo:
   "No caso da relação (ii), é possível ainda supor que $A = \emptyset$ e $B \neq \emptyset$. Se isto acontecer, então temos que $A \cap \overline{B} = \emptyset$, configurando assim uma possibilidade alternativa para satisfazer a condição (1). No entanto, se isto for verdadeiro, então a condição (2) não poderá ser satifeita, pois $\overline{A} \cap B \neq \emptyset$. O mesmo raciocínio pode ser aplicado para a condição (2), se $A \neq \emptyset$ e $B = \emptyset$.

3. Página 37, imediatamente antes do Exemplo 1.23:
   <u>*acrescentar*</u>*:*
   Teorema:
   Seja R uma relação binária reflexiva, simétrica e transitiva sobre um conjunto A. Então existe uma partição $P_0, P_1, \ldots, P_n$ de A tal que:

   - Se aRb, então $a, b \in P_i$, para algum $0 \leq i \leq n$;
   - Se $(a, b) \notin R$, então $a \in P_i$ e $b \in P_j$, com $i \neq j$.

   Prova:
   Para cada $a \in A$, considere o conjunto $classe(a) = \{b | aRb\}$. Tais conjuntos recebem o nome de classes de equivalência.

   - Primeira parte:
     Considere $c \in classe(a)$. Portanto, aRc. Por outro lado, como a R é reflexiva, segue que bRa. Como ela

também é simétrica, bRa e aRc, segue que bRc, ou seja, que $c \in class(b)$. Portanto, todo elemento de $classe(a)$ também é elemento de $classe(b)$. Considere agora $c \in classe(b)$. Como a relação é simétrica, então bRc. Pela transitividade de R, temos que aRc, pois bRb e bRc. Logo, $c \in class(a)$ e todo elemento de $classe(b)$ também é elemento de $classe(a)$. Segue que $class(a) = class(b)$, e portanto que a e b pertencem à mesma classe de equivalência pois, pela reflexividade, $a \in class(a)$ e $b \in classe(b)$.

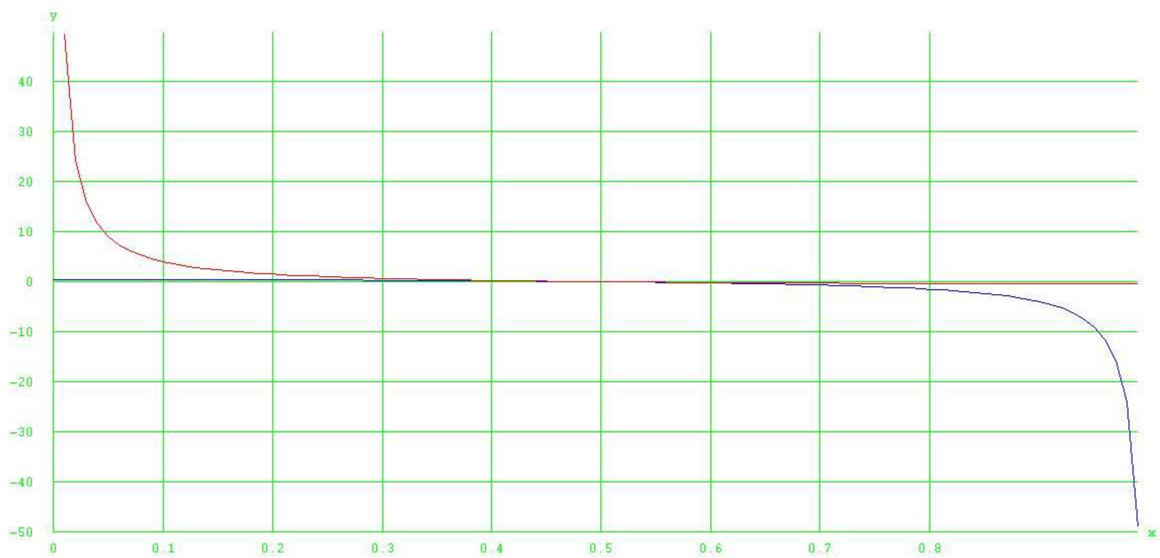
- Segunda parte:
  Suponha que exista $c \in class(a) \cup class(b)$. Logo, aRc e bRc. Pela simetria, temos que cRb e, pela transitividade, podemos assumir que aRb. Mas aRb contradiz a hipótese de que $(a,b) \notin R$. Logo, a hipótese é falsa e não pode existir tal c. Ou seja, $class(a) \cup class(b) = \emptyset$ e a e b pertencem à classes de equivalência distintas.

Finalmente, resta provar que as classes de equivalência acima definidas constituem uma partição de A. Para isso, basta provar que:

- Todo elemento de A pertence à uma única classe de equivalência (ou seja, as classes são disjuntas duas a duas):
  Como aRa, segue que $a \in class(a)$. Logo, todo elemento a pertence à alguma classe de equivalência. Para provar que essa classe é única, suponha que $a \in c_1$ e $a \in c_2$, com $c_1 \neq c_2$. Conforme o resultado anterior, isso implicaria na falsidade de aRa, uma vez se tratam de elementos de classes distintas. Mas isso contradiz aRa, logo a hipótese é falsa e a não pode pertencer à duas classes diferentes.
- A união de todas as classes de equivalência resulta em A:
  Como todo elemento de A pertence a uma única classe de equivalência, a união de tais classes resulta em A.

4. Página 53, depois da definição de $f(x)$ e antes do último parágrafo ("A prova de que...")

   O gráfico da Figura 1.XX ilustra o comportamento da função $f(x)$ no intervalo 0 a 1. Como se pode perceber, ela efetua um espalhamento do seu domínio de forma a mapear os elementos do mesmo em elementos de $\mathbb{R}$.



5. Página 54, Exemplo 1.55, logo depois de "diferente de todos eles."
   <u>acrescentar</u>:
   Sejam:
   $\mathbb{R}_0 = 0, \underbrace{d_{0_0}} d_{0_1} d_{0_2} d_{0_3} ... d_{0_n} ...$
   $\mathbb{R}_1 = 0, d_{1_0} \underbrace{d_{1_1}} d_{1_2} d_{1_3} ... d_{1_n} ...$
   $\mathbb{R}_2 = 0, d_{2_0} d_{2_1} \underbrace{d_{2_2}} d_{2_3} ... d_{2_n} ...$

$\mathbb{R}_3 = 0, d_{3_0} d_{3_1} d_{3_2} \underbrace{d_{3_3}} ... d_{3_n} ...$
...
Então escolhe-se $0, x_0 x_1 x_2 x_3 ... x_n ...$ com $x_0 \neq d_{0_0}$, $x_1 \neq d_{1_1}$, $x_2 \neq d_{2_2}$, $x_3 \neq d_{3_3}$ etc.

6. Página 80, dois primeiros parágrafos
onde se lê:
Antes de apresentá-las, convém notar a distinção que há entre os seguintes conceitos: cadeia vazia ε, conjunto vazio $\emptyset$ e o conjunto que contém apenas a cadeia vazia $\{\varepsilon\}$.

O primeiro deles, ε, denota a **cadeia** vazia, ou seja, uma cadeia de comprimento zero, ao passo que os dois seguintes são casos particulares de **linguagens** (que por sua vez são conjuntos): $\emptyset$ denota uma linguagem vazia, ou seja, uma linguagem que não contém nenhuma cadeia, e $\{\varepsilon\}$ denota uma linguagem que contém uma única cadeia, a cadeia vazia. Observe-se que $|\emptyset| = 0$ e $|\{\varepsilon\}| = 1$.

leia-se:
Antes de apresentá-las, convém notar a distinção que há entre os seguintes conceitos:

- cadeia vazia ε;
- conjunto vazio $\emptyset$;
- conjunto que contém apenas a cadeia vazia $\{\varepsilon\}$;
- conjunto que contém apenas o conjunto vazio $\{\emptyset\}$.

O primeiro deles, ε, denota a cadeia vazia, ou seja, uma cadeia de comprimento zero, ao passo que os demais são casos particulares de conjuntos: $\emptyset$ denota uma linguagem vazia, ou seja, uma linguagem que não contém nenhuma cadeia, $\{\varepsilon\}$ denota uma linguagem que contém uma única cadeia (a cadeia vazia), e $\{\emptyset\}$ denota um conjunto que contém um único elemento, o conjunto vazio. Observe-se que $|\varepsilon| = |\emptyset| = 0$ e $|\{\varepsilon\}| = |\{\emptyset\}| = 1$.

7. Página 93, Exemplo 2.24
onde se lê:
Considere $G_2 = (V_2, \Sigma_2, P_2, S)$, com:

$$\begin{aligned} V_2 &= \{a, b, c, S, B, C\} \\ \Sigma_2 &= \{a, b, c\} \\ P_2 &= \{S \to aSBC, S \to abC, CB \to BC, bB \to bb, bC \to bc, cC \to cc\} \end{aligned}$$

A linguagem gerada por G_2 é $\{a^n b^n c^n | n \geq 1\}$. De fato, a seqüência de derivações iniciada com a regra $S \to abC$ conduz à geração da sentença abc ($S \Rightarrow abC \Rightarrow abc$). Seqüências iniciadas com a aplicação repetida da regra $S \to aSBC$ conduzem às seguintes formas sentenciais subseqüentes:

$$S \Rightarrow^i a^i S(BC)^i \Rightarrow a^i abC(BC)^i \Rightarrow^i a^{i+1} bB^i C^{i+1} \Rightarrow^i a^{i+1} b^{i+1} C^{i+1}$$

A aplicação da regra $bC \to bc$, seguida da aplicação sucessiva da regra $cC \to cc$, resulta em:

$$\Rightarrow a^{i+1} bb^i C^i \Rightarrow^i a^{i+1} b^{i+1} c^{i+1}$$

gerando, portanto, as sentenças $aabbcc$, $aaabbbccc$ etc. A sentença $aabbcc$, por exemplo, é derivada da seguinte forma nessa gramática:

$$S \Rightarrow aSBC \Rightarrow aabCBC \Rightarrow aabBCC \Rightarrow aabbCC \Rightarrow aabbbcC \Rightarrow aabbcc$$

pela aplicação, respectivamente, das produções:

$$S \to aSBC, S \to abC, CB \to BC, bB \to bb, bC \to bc \text{ e } cC \to cc$$

leia-se:
Considere $G_2 = (V_2, \Sigma_2, P_2, S)$, com:

$$\begin{aligned} V_2 &= \{a, b, c, S, B, C\} \\ \Sigma_2 &= \{a, b, c\} \\ P_2 &= \{S \to aSBC, S \to abC, CB \to BC, bB \to bb, bC \to bc, cC \to cc\} \end{aligned}$$

A linguagem gerada por G_2 é $\{a^nb^nc^n | n \geq 1\}$. De fato, a seqüência de derivações iniciada com a regra $S \to abC$ conduz à geração da sentença abc ($S \Rightarrow abC \Rightarrow abc$). Por outro lado, seqüências iniciadas com a aplicação repetida i vezes da regra $S \to aSBC$ conduzem à geração da seguinte forma sentencial subseqüente:

$$S \Rightarrow^i a^iS(BC)^i$$

A posterior aplicação da regra $S \to abC$ faz com que:

$$a^iS(BC)^i \Rightarrow a^iabC(BC)^i = a^{i+1}b(CB)^iC$$

Através da aplicação sucessiva da regra $CB \to BC$, obtém-se agora:

$$a^{i+1}b(CB)^iC \Rightarrow^* a^{i+1}bB^iC^iC = a^{i+1}bB^iC^{i+1}$$

Finalmente, a aplicação i vezes da regra $bB \to bb$ faz com que todos os símbolos B sejam substituídos por símbolos b:

$$a^{i+1}bB^iC^{i+1} \Rightarrow^i a^{i+1}bb^iC^{i+1} = a^{i+1}b^{i+1}C^{i+1}$$

A aplicação uma única vez da regra $bC \to bc$ substitui o primeiro símbolo da cadeia de símbolos C pelo símbolo c:

$$a^{i+1}b^{i+1}C^{i+1} \Rightarrow a^{i+1}b^{i+1}cC^i$$

Para terminar, a aplicação i vezes da regra $cC \to cc$ substitui todos os demais símbolos C por símbolos c:

$$a^{i+1}b^{i+1}cC^i \Rightarrow^i a^{i+1}b^{i+1}cc^i = a^{i+1}b^{i+1}c^{i+1}$$

A forma sentencial:

$$a^{i+1}b^{i+1}c^{i+1}$$

gera, portanto, as sentenças $aabbcc$, $aaabbbccc$ etc. A sentença $aabbcc$, por exemplo, é derivada da seguinte forma nessa gramática:

$$S \Rightarrow aSBC \Rightarrow aabCBC \Rightarrow aabBCC \Rightarrow aabbCC \Rightarrow aabbbcC \Rightarrow aabbcc$$

pela aplicação, respectivamente, das produções:

$$S \to aSBC, S \to abC, CB \to BC, bB \to bb, bC \to bc \text{ e } cC \to cc$$

8. Página 169, Teorema 3.4, imediatamente antes do Algoritmo 3.5
acrescentar:
O mecanismo de mapeamento é baseado na elimnação sistemática das transições em vazio do autômato original, substituindo-as por transições não-vazias de modo que o autômato resultante aceite as mesmas cadeias que o autômato original.

Se o autômato original possui uma transição em vazio de um estado q_i para um estado q_j, e se do estado q_j existem transições para, por exemplo, os estados q_k e q_l, respectivamente com os símbolos a e b, então o autômato modificado deverá adicionar transições de q_i para q_k com o símbolo a e de q_i para q_l com o símbolo b. Dessa maneira, o conjunto de cadeias que são processadas a partir do estado q_i permanece o mesmo em ambos os casos. Se q_j for um estado final, então q_i deverá ser tornado final, a fim de permitir a aceitação das cadeias que conduzem o autômato resultante a uma configuração final nesse estado. As Figuras 3.XX e 3.YY ilustram essa idéia.

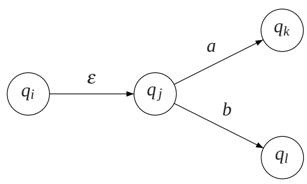


Figura 3.XX Situação com transição em vazio original

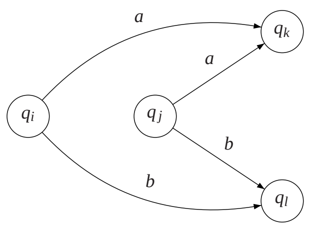


Figura 3.YY Situação sem transição em vazio equivalente à da Figura 3.XX

9. Página 170, imediatamente antes do último parágrafo
   <u>*acrescentar*</u>*:*
   Conforme mencionado anteriormente, o Algoritmo 3.5 pode não produzir o resultado desejado caso o autômato M possua um ou mais ciclos de transições em vazio. Um detalhamento dessa questão, no entanto, revela a condição exata em que o algoritmo falha (note-se que a simples existência de ciclos formado por transições em vazio não é condição suficiente para caracterizar a situação em que o algoritmo deixa de produzir o resultado desejado):

   (a) M possui pelo menos um ciclo formado formado por transições em vazio;
   (b) Existe em M pelo menos um estado q_i, não pertencente ao ciclo, um estado q_j, pertencente ao ciclo, e um caminho formado por transições em vazio que tem q_i como origem e q_j como destino.

   Num caso como esse, se a escolha da transição a ser eliminada recair sobre uma transição pertencente ao caminho que conduz de q_i até q_j, antes de se eliminar pelo menos uma das transições pertencente ao ciclo, ela trará como conseqüência o ressurigmento recorrente da transição original e a conseqüente impossibilidade de se alcançar o objetivo inicial. As Figuras 3.XX até 3.XX ilustram a situação.

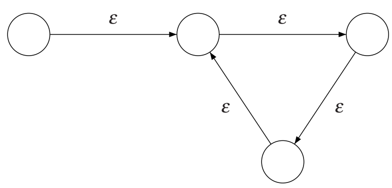


Figura 3.XX Tentativa de eliminação da transição em vazio externa ao ciclo, passo 1

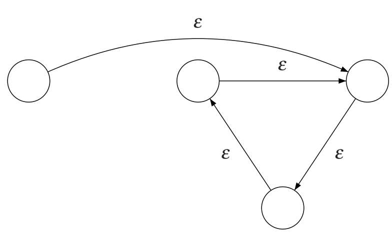


Figura 3.XX Tentativa de eliminação da transição em vazio externa ao ciclo, passo 2

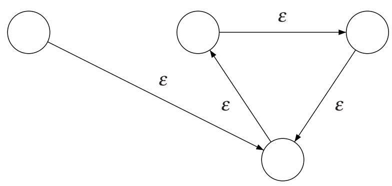


Figura 3.XX Tentativa de eliminação da transição em vazio externa ao ciclo, passo 3

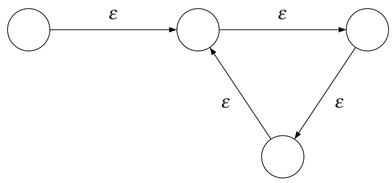


Figura 3.XX Tentativa de eliminação da transição em vazio externa ao ciclo, passo 4

Para evitar que isso aconteça, uma possível solução seria eliminar inicialmente alguma transição pertencente ao ciclo, para apenas depois considerar as demais transições do ciclo e as do caminho entre q_i e q_j, não importando a ordem em que isso for feito. As Figuras 3.XX até 3.XX ilustram a situação.

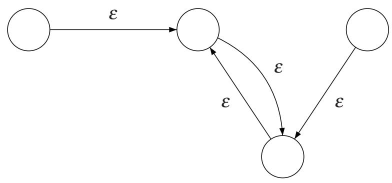


Figura 3.XX Eliminação da transição em vazio pertencente ao ciclo, passo 1

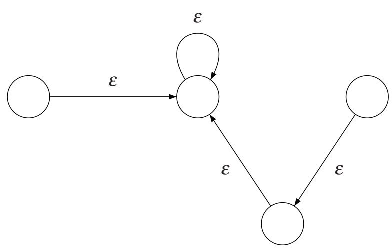


Figura 3.XX Eliminação da transição em vazio pertencente ao ciclo, passo 2

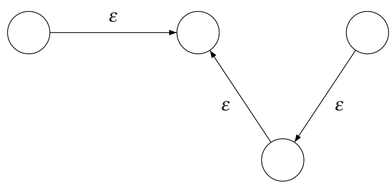


Figura 3.XX Eliminação da transição em vazio pertencente ao ciclo, passo 3

Essa solução, no entanto, exige que se determine antecipadamente se M possui ciclos formados por transições em vazio, para apenas depois determinar a ordem em que a eliminação das suas transições em vazio poderá acontecer. Uma outra solução, que independe desse tipo de análise, e portanto se configura geral, será apresentada mais adiante.

Exemplo 3.XX:

Como exemplo, considere o autômato da Figura 3.XX. Nesse caso, qualquer tentativa de eliminar as transições em vazio que vão de q_0 para q_1, de q_1 para q_2, ou mesmo de q_3 para q_2, sem antes eliminar os respectivos ciclos formados por transições em vazio que são atingidos, respectivamente, a partir dos estados q_0, q_1 e q_3, resultará em insucesso, com a iteração infinita dos passos do algoritmo. Essas soluções não funcionam pois, nelas, os estados de origem dos caminhos formados por transições em vazio (q_0, q_1 e q_3) não fazem parte do ciclo em questão.

Uma solução, nesse caso, seria eliminar inicialmente a transição em vazio que vai de q_2 para q_1 e depois as demais, em qualquer ordem. Ou ainda, a que vai de q_2 para q_3, seguida das demais. Esses casos funcionam pois o estado de origem do caminho formado por transições em vazio (q_2) é também parte do ciclo que é atingido pelo caminho.

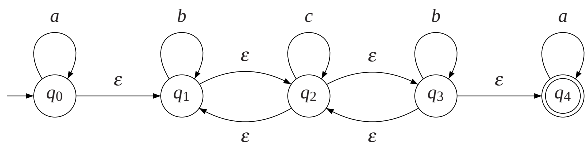


Figura 3.XX Eliminação da transição em vazio pertencente ao ciclo, passo 3

10. Página 198, logo depois do primeiro parágrafo e antes do Exemplo 3.33
<u>*acrescentar*</u>*:*
As figuras seguintes ilustram a operação do Algoritmo 3.13. Cada figura representa o mesmo sistema de equações, em momentos diferentes do seu processamento. Em todos os casos, elas representam um sistema com m equações e m variáveis, com uma equação em cada linha. Assim, a primeira linha representa a primeira equação (da variável X_1) , a segunda linha a segunda equação (da variável X_2) e assim por diante. Dentro de cada célula, o número i que varia de 1 a m indica que a equação em questão pode conter referência para a variável correspondente (X_i). Desta forma, na condição inicial do sistema, cada equação pode conter referências à todas as demais variáveis do sistema. Na medida em que o passo 2 do algoritmo é executado, no entanto, vão sendo eliminadas referências às variáveis das equações seguintes. No final do passo 2, á última equação (da variável X_m) refere-se apenas à própria variável que está sendo definida. Terminado o movimento descendente, tem início o movimento ascendente representado pelo passo 4 do algoritmo. Na primeira passagem, ele resolve a última equação, por aplicação do Teorema 3.18, e substitui o valor da variável X_m em todas as anteriores. Desta forma, todas as equações vão sendo resolvidas de forma a não conter referências à nenhuma variável. Na última passagem do passo 4, todas as variáveis do sistema estão representadas por equações regulares que não contêm variáveis.

Situação inicial:

1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
				...				
1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m

Passo 2, linha 1:

1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
				...				
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m

Passo 2, linha 2:

1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
				...				
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m

Passo 2, linha 3:

1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
			4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
				...				
			4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
			4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
			4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
			4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m

Passo 2, linha $m-1$:

1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
			4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
				...				
					$m-3$	$m-2$	$m-1$	m
						$m-2$	$m-1$	m
							$m-1$	m
								m

Passo 4, linha m:

1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	
		3	4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	
			4	...	$m-3$	$m-2$	$m-1$	
				...				
					$m-3$	$m-2$	$m-1$	
						$m-2$	$m-1$	
							$m-1$	

Passo 4, linha $m-1$:

1	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$		
	2	3	4	...	$m-3$	$m-2$		
		3	4	...	$m-3$	$m-2$		
			4	...	$m-3$	$m-2$		
				...				
					$m-3$	$m-2$		
						$m-2$		

Passo 4, linha $m-2$:

1	2	3	4	...	$m-3$			
	2	3	4	...	$m-3$			
		3	4	...	$m-3$			
			4	...	$m-3$			
				...				
					$m-3$			

Passo 4, linha 1:

				...				

11. Página 248, Teorema 3.24, imediatamente depois do segundo parágrafo
acrescentar:
Uma outra forma de entender esse resultado é a seguinte: admita-se, por hipótese, que não exista nenhuma cadeia $w \in L$ tal que $0 \leq |w| < n$, e considere-se a cadeia w' como sendo aquela que possui o menor comprimento entre todas as cadeias de L cujo comprimento é maior ou igual a n (se L é não-vazia e não há em L, por hipótese, cadeias de comprimento menor que n, então deve haver pelo menos uma cadeia que satisfaça essa condição). Como $|w'| \geq n$, então $w' = xyz$, com $1 \leq |y| \leq n$, $|xz| < |w'|$ e $xz \in L(M)$. Seguem duas possibilidades:

    (a) Se $|xz| \geq n$, isso contradiz a hipótese de que w' seria a cadeia de L com o menor comprimento entre todas as que possuem comprimento maior ou igual a n;

    (b) Se $|xz| < n$, isso contradiz a hipótese de que não existiria nenhuma cadeia de L com comprimento maior ou igual a 0 e menor que n.

    Portanto, em qualquer caso a hipótese é falsa e deve existir pelo menos uma cadeia $w \in L$ tal que $0 \leq |w| < n$.

12. Página 249, Teorema 3.25, imediatamente depois do antepenúltimo parágrafo
acrescentar:
Uma outra forma de entender esse resultado é a seguinte: admita-se, por hipótese, que não exista nenhuma cadeia $w \in L$ tal que $n \leq |w| < 2n$, e considere-se a cadeia w' como sendo aquela que possui o menor comprimento entre todas as cadeias de L cujo comprimento é maior ou igual a $2n$ (se L é infinita, então deve haver pelo menos uma cadeia que satisfaça essa condição). Como $|w'| \geq n$, então $w' = xyz$, com $1 \leq |y| \leq n$, $|xz| < |w'|$ e $xz \in L(M)$. Além disso, como $|w'| \geq 2n$ e $1 \leq |y| \leq n$, então $|xz| \geq n$. Seguem duas possibilidades:

    (a) Se $|xz| \geq 2n$, isso contradiz a hipótese de que w' seria a cadeia de L com o menor comprimento entre todas as que possuem comprimento maior ou igual a $2n$;

    (b) Se $|xz| < 2n$, isso contradiz a hipótese de que não existiria nenhuma cadeia de L com comprimento maior ou igual a n e menor que $2n$.

    Portanto, em qualquer caso a hipótese é falsa e deve existir pelo menos uma cadeia $w \in L$ tal que $n \leq |w| < 2n$.

13. Página 352, imediatamente depois do Exemplo 4.37
acrescentar:
Exemplo 4.XX Considere a gramática abaixo, que gera a linguagem do Exemplo 4.37 e que não foi convertida para a Forma Normal de Greibach.

$$
\begin{aligned}
\{E &\rightarrow T|T+E, \\
T &\rightarrow F|F*T, \\
F &\rightarrow (E)|a\}
\end{aligned}
$$

A aplicação do Algoritmo 4.8 resulta no autômato de pilha não-determinístico cuja função de transição δ é:

$$
\begin{aligned}
\{(q,\varepsilon,E) &\rightarrow \{(q,T),(q,T+E)\}, \\
(q,\varepsilon,T) &\rightarrow \{(q,F),(q,F*T)\}, \\
(q,\varepsilon,F) &\rightarrow \{(q,(E)),(q,a)\}, \\
(q,a,a) &\rightarrow \{(q,\varepsilon)\}, \\
(q,(,() &\rightarrow \{(q,\varepsilon)\}, \\
(q,),)) &\rightarrow \{(q,\varepsilon)\}, \\
(q,+,+) &\rightarrow \{(q,\varepsilon)\}, \\
(q,*,*) &\rightarrow \{(q,\varepsilon)\}\}
\end{aligned}
$$

Entre as várias possibilidades de movimentação que esse autômato possui para a cadeia de entrada $a+a*a$, e que simulam derivações mais à esquerda na gramática, a seqüência abaixo conduz o autômato à aceitação da mesma:

$(q,a+a*a,E) \Rightarrow (q,a+a*a,T+E) \Rightarrow (q,a+a*a,F+E) \Rightarrow (q,a+a*a,a+E) \Rightarrow (q,+a*a,+E) \Rightarrow (q,a*a,E) \Rightarrow (q,a*a,T) \Rightarrow (q,a*a,F*T) \Rightarrow (q,a*a,a*T) \Rightarrow (q,*a,*T) \Rightarrow (q,a,T) \Rightarrow (q,a,F) \Rightarrow (q,a,a) \Rightarrow (q,\varepsilon,\varepsilon)$

14. Página 353, Algoritmo 4.13
onde se lê:
para qualquer seqüência de $q_j \in Q, 2 \leq j \leq (k+1)$;
leia-se:
para toda e qualquer seqüência de estados $q_2,q_3,...,q_k,q_{k+1}$ que possa ser obtida a partir de Q (repetições são permitidas);

15. Página 355, Exemplo 4.38, entre a primeira e a segunda linha
acrescentar:
A obtenção de G, tal que $L(G) = V(M)$, tem como ponto de partida as regras:

$$
\begin{aligned}
S &\rightarrow [q_0Z_0q_0] \\
S &\rightarrow [q_0Z_0q_1]
\end{aligned}
$$

Analisando-se as transições de M individualmente, as seguintes regras adicionais são obtidas:

- Para $\delta(q_0,a,Z_0) = (q_0,XZ_0)$, considerar $[q_0Z_0\_\_] \rightarrow a[q_0X\_\_][\_\_Z_0\_\_]$ com as listas (q_0,q_0), (q_0,q_1), (q_1,q_0) e (q_1,q_1), gerando:

$$
\begin{aligned}
[q_0Z_0q_0] &\rightarrow a[q_0Xq_0][q_0Z_0q_0] \\
[q_0Z_0q_1] &\rightarrow a[q_0Xq_0][q_0Z_0q_1] \\
[q_0Z_0q_0] &\rightarrow a[q_0Xq_1][q_1Z_0q_0] \\
[q_0Z_0q_1] &\rightarrow a[q_0Xq_1][q_1Z_0q_1]
\end{aligned}
$$

- Para $\delta(q_0,a,X) = (q_0,XX)$, considerar $[q_0X\_\_] \rightarrow a[q_0X\_\_][\_\_X\_\_]$ com as listas (q_0,q_0), (q_0,q_1), (q_1,q_0) e (q_1,q_1), gerando:

$$
\begin{aligned}
[q_0Xq_0] &\rightarrow a[q_0Xq_0][q_0Xq_0] \\
[q_0Xq_1] &\rightarrow a[q_0Xq_0][q_0Xq_1] \\
[q_0Xq_0] &\rightarrow a[q_0Xq_1][q_1Xq_0] \\
[q_0Xq_1] &\rightarrow a[q_0Xq_1][q_1Xq_1]
\end{aligned}
$$

- Para $\delta(q_0, \varepsilon, X) = (q_1, X)$, considerar $[q_0 X \_\_] \rightarrow [q_1 X \_\_]$ com as listas (q_0) e (q_1), gerando:

$$\begin{array}{rcl} [q_0 X q_0] & \rightarrow & [q_1 X q_0] \\ [q_0 X q_1] & \rightarrow & [q_1 X q_1] \end{array}$$

- Para $\delta(q_1, b, X) = (q_1, \varepsilon)$:

$$[q_1 X q_1] \rightarrow b$$

- Para $\delta(q_1, \varepsilon, X) = (q_1, XX)$, considerar $[q_1 X \_\_] \rightarrow [q_1 X \_\_][\_\_ X \_\_]$ com as listas (q_0, q_0), (q_0, q_1), (q_1, q_0) e (q_1, q_1), gerando:

$$\begin{array}{rcl} [q_1 X q_0] & \rightarrow & [q_1 X q_0][q_0 X q_0] \\ [q_1 X q_1] & \rightarrow & [q_1 X q_0][q_0 X q_1] \\ [q_1 X q_0] & \rightarrow & [q_1 X q_1][q_1 X q_0] \\ [q_1 X q_1] & \rightarrow & [q_1 X q_1][q_1 X q_1] \end{array}$$

- Para $\delta(q_1, b, Z_0) = (q_1, \varepsilon)$:

$$[q_1 Z_0 q_1] \rightarrow b$$

A renomeação dos símbolos não-terminais e o agrupamento das regras produz como resultado o conjunto:

$$\begin{array}{rcl} S & \rightarrow & A|B \\ A & \rightarrow & aCA|aDE \\ B & \rightarrow & aCB|aDF \\ C & \rightarrow & aCC|aDG|G \\ D & \rightarrow & aCD|aDH|H \\ F & \rightarrow & b \\ G & \rightarrow & GC|HG \\ H & \rightarrow & GD|b|HH \end{array}$$

Finalmente, a eliminação de símbolos inacessíveis e inúteis resulta em:

$$\begin{array}{rcl} S & \rightarrow & B \\ B & \rightarrow & aDF \\ D & \rightarrow & aDH|H \\ F & \rightarrow & b \\ H & \rightarrow & b|HH \end{array}$$

ou seja, $L(G) = V(M) = \{a^i b^j | i \geq 1 \text{ e } j > i\}$. O procedimento ora apresentado é dirigido pelas transições do autômato, e por isso ele gera todas as regras e todos os símbolos não-terminais previstos pelo algoritmo, independentemente de eles serem de fato utilizados ou necessários na gramática final. Por isso, um procedimento alternativo pode ser adotado, procedimento esse que é dirigido não pelas transições do autômato, mas sim pelo próprio conjunto de regras que está sendo gradativamente construído, trazendo com isso a vantagem de evitar a geração de regras e símbolos que não sejam relevantes para a gramática resultante. Esse procedimento alternativo é apresentado a seguir.

16. Página 357, primeira linha
onde se lê:
ou seja, $L(G) = V(M) = \{a^i b^j | i \geq 1 \text{ e } j > i\}$.
leia-se:
Note-se que, exceto pela mudança de nome de alguns símbolos não-terminais, a gramática gerada no segundo procedimento é a mesma que foi gerada no primeiro procedimento.

17. Página 359
    <u>*onde se lê:*</u>
    "Como $vwx = \alpha_1$, então então $2 \leq |vwx| \leq 2^k$;"
    <u>*leia-se:*</u>
    "Como $vwx = \alpha_1$, então então $2 \leq |vwx| \leq 2^k$, ou seja, $|vwx| \leq (n-1) * 2$;"
    <u>*onde se lê:*</u>
    "Como $1 \leq |w|$ e $2 \leq |vwx|$, então $|vx| \geq 1$;"
    <u>*leia-se:*</u>
    "Como $1 \leq |w|$ e $2 \leq |vwx|$, então $|vx| \geq 1$, ou seja, v e x não podem ser ambas vazias;"

18. Página 359
    <u>*inserir no final do parágrafo "Através desta figura..."*</u>*:*
    "Em outras palavras, árvores com altura $i+1$ geram sentenças de comprimento máximo 2^i. Logo, se uma sentença tem comprimento mínimo (maior ou igual a) 2^i, então a árvore de derivação correspondente possuirá altura mínima (maior ou igual a) $i+1$. De fato, é necessária uma árvore com altura pelo menos $i+1$ para gerar uma sentença de comprimento 2^i e, além disso, são necessárias árvores com alturas maiores para sentenças ainda mais longas."