Compiladores - Análise Ascendente

Fabio Mascarenhas – 2017.2

http://www.dcc.ufrj.br/~fabiom/comp

Análise Descendente vs. Ascendente

- As técnicas de análise que vimos até agora (recursiva com retrocesso, recursiva preditiva, LL(1) de tabela) usam a mesma estratégia de análise: a *análise descendente*, ou *top-down*

- Vamos ver agora uma outra estratégia de análise, a *ascendente*, ou *bottom-up*, e as técnicas que a utilizam

- A diferença mais visível entre as duas é a forma de construção da árvore: na análise descendente construímos a árvore de cima para baixo, começando pela raiz, e na ascendente de baixo para cima, começando pelas folhas

Análise Ascendente

- A análise ascendente é mais complicada de implementar, tanto para um analisador escrito à mão (o que é muito raro) quanto para geradores

- Mas é mais geral, o que quer dizer que impõe menos restrições à gramática

- Por exemplo, recursão à esquerda e prefixos em comum não são problemas para as técnicas de análise ascendente

- Vamos usar um exemplo que deixa essas vantagens bem claras

Gramática de Expressões

- Vamos usar como exemplo uma gramática de expressões simplificada:

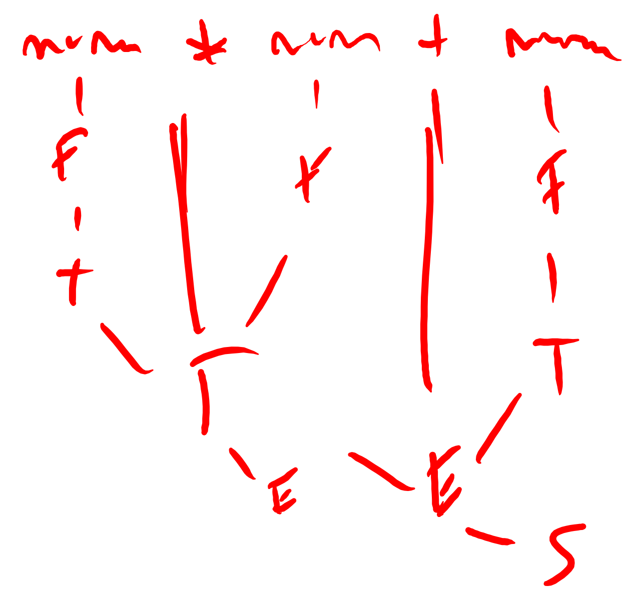
```
S -> E
E -> E + T
E -> E - T
E -> T
T -> T * F
T -> F
F -> - F
F -> num
F -> ( E )
```

- Vamos analisar a cadeia `num * num + num`

Reduções

- A análise ascendente analisa uma cadeia através de *reduções*, aplicando as regras da gramática ao contrário:

num	*	num	+	num
F	*	num	+	num
T	*	num	+	num
T	*	F	+	num
T			+	num
E			+	num
E			+	F
E			+	T
E				
S				



- Vamos ler a sequência de reduções de trás para a frente: `S -> E -> E + T -> E + F -> E + num -> T + num -> T * F + num -> T * num + num -> F * num + num -> num * num + num`

+ à direita

Reduções vs derivações

- A sequência de reduções da análise ascendente equivale a uma *derivação mais à direita*, lida de trás pra frente

- Lembre-se que, para uma gramática não ambígua, cada entrada só pode ter uma única derivação mais à direita

- Isso quer dizer que a sequência de reduções também é única! O trabalho do analisador é então achar qual a próxima redução que tem que ser feita a cada passo

Exercício

- Qual a sequência de reduções para a cadeia `- ( num + num ) - num`

- (n + n) - n
- (F + n) - n
- (T + n) - n
- (E + n) - n
- (E + F) - n
- (E + T) - n
- (E) - n

- F - n
F - n
T - n
E - n
E - F
E - T
E
S //

```
S -> E
E -> E + T
E -> E - T
E -> T
T -> T * F
T -> F
F -> - F
F -> num
F -> ( E )
```

Análise shift-reduce

- As reduções da análise ascendente formam uma derivação mais à direita de trás para frente

- Tomemos o passo da análise ascendente que leva a string *uvw* para *uXw* pela redução usando uma regra $X \to v$

  $uXw \to uvw$

- O pedaço *w* da string só tem terminais, pois essa redução corresponde ao passo $uXw \to uvw$ de uma derivação mais à direita

- Isso implica que a cada passo da análise temos um *sufixo* que corresponde ao resto da entrada que ainda não foi lido

Análise shift-reduce

- Vamos marcar o foco atual da análise com uma |
  - À direita desse foco temos apenas terminais ainda não lidos
  - À esquerda temos uma mistura de terminais e não-terminais
  - Imediatamente à esquerda do foco temos um potencial candidato à redução
  - O foco começa no início da entrada
- A *análise shift-reduce* funciona tomando uma de duas ações a cada passo: *shift*, que desloca o foco para à direita, e *reduce*, que faz uma redução

Shift e reduce

- Shift: move o foco uma posição à direita
  - $A\ B\ C \mid x\ y\ z \Rightarrow A\ B\ C\ x \mid y\ z$ é uma ação *shift*
- Reduce: reduz o que está imediatamente à esquerda do foco usando uma produção
  - Se $A \rightarrow x\ y$ é uma produção, então $C\ b\ x\ y \mid i\ j\ k \Rightarrow C\ b\ A \mid i\ j\ k$ é uma ação *reduce* $A \rightarrow x\ y$
- Acontece um erro sintático quando não se pode tomar nenhuma das duas ações, e reconhecemos a entrada quando o chegamos a $S \mid$, onde S é o símbolo inicial

Exercício

- Qual a sequência de ações para a cadeia `- ( num + num ) - num`

```
| - ( n + n ) - n      s
- | ( n + n ) - n      s
- ( | n + n ) - n      s
- ( n | + n ) - n      r
- ( F | + n ) - n      r
- ( T | + n ) - n      r
- ( E | + n ) - n      s

- ( E + | n ) - n      s
- ( E + n | ) - n      r
- ( E + F | ) - n      r
- ( E + T | ) - n      r
- ( E | ) - n          s
- ( E ) | - n          r
- F | - n              r
F | - n                r

T | - n                r
E | - n                s
E - | n                s
E - n |                r
E - F |                r
E - T |                r
E |                    r
S |
```

```
S -> E
E -> E + T
E -> E - T
E -> T
T -> T * F
T -> F
F -> - F
F -> num
F -> ( E )
```

Implementação

- O que está à esquerda do foco pode ser implementado usando uma pilha
- O foco é o topo da pilha mais uma posição na entrada
- A ação de *shift* empilha o próximo token e incrementa a posição
- A ação de *reduce* $A \rightarrow w$:
  - Desempilha |w| símbolos (que devem formar w, ou a redução estaria errada)
  - Empilha A

Escolhas e conflitos

- As técnicas de análise ascendente usam a análise shift-reduce como base, a diferença é a estratégia que elas usam para escolher entre ações de shift e reduce

- Problemas na gramática (como ambiguidade), ou limitações da técnica específica adotada, pode levar a *conflitos*

  - Um conflito *shift-reduce* é quando o analisador não tem como decidir entre uma (ou mais) ações de shift e uma ação reduce, o que normalmente acontece por limitações da técnica escolhida

  - Um conflito *reduce-reduce* é quando o analisador não tem como decidir entre duas ou mais ações de reduce, o que normalmente é um *bug* na gramática

Handles

- Mas como o analisador escolhe qual ação deve tomar?
- Uma escolha errada pode levar a um beco sem saída, mesmo para uma entrada válida
- Tautologia: devemos reduzir se a redução vai nos levar um passo para trás em uma derivação mais à direita, e “shiftar” caso contrário
- Em um passo de uma derivação mais à direita $uAw \rightarrow uvw$, $A \rightarrow v$ é um *handle* de uvw (normalmente dizemos apenas que v é o handle)
- Queremos “shiftar” até o topo da pilha ser um handle

Reconhecendo um handle

- Não existe um algoritmo infalível e eficiente para reconhecer um handle na pilha shift-reduce

- Mas existem boas heurísticas, que sempre encontram os handles corretamente para certas classes de gramáticas

    - LR(0), SLR, LALR, LR(1), LR(k), etc...

- A maioria reconhece (ou não) um handle examinando a pilha e o próximo token da entrada (o *lookahead*)

Prefixos viáveis

- Embora não exista um algoritmo exato e eficiente para reconhecer handles, existe um para *prefixos viáveis*

- Prefixos viáveis são as formas sentenciais que podem aparecer na pilha de um parser shift-reduce

- Enquanto o analisador tem um prefixo viável na pilha, ainda não foi detectado um erro sintático

- O conjunto de prefixos viáveis de uma gramática é uma *linguagem regular*!

- Isso quer dizer que podemos construir um autômato finito para dizer se o que está na pilha é um prefixo viável ou não

Itens LR(0)

- Para construir um autômato que reconhece prefixos viáveis usamos o conceito de *itens LR(0)*

- Um item LR(0) de uma gramática é uma produção da gramática com uma marca no seu lado direito

- Por exemplo, os itens para a produção F → (E) são:

```
F -> . ( E )
F -> ( . E )
F -> ( E . )
F -> ( E ) .
```

→ item inicial

→ item de redução

- Uma produção vazia tem um único item LR(0), e itens com a marca no final são *itens de redução*

LR(0)

Construindo o autômato não-determinístico

- Para construir o autômato, primeiro adicionamos um novo símbolo inicial S’ e uma produção S’ → S, caso necessário

- O item S’ → . S é o *item inicial*, e ele dá o estado inicial do autômato

- Cada um dos itens da gramática é um estado do autômato

- Um item *A* → *u* . *x w*, onde *x* é um terminal, tem uma transição *x* para o estado *A* → *u x* . *w*, lembre que tanto *u* quanto *w* podem ser vazios!

- Um item *A* → *u* . *X w,* onde *X* é um não-terminal, tem transições ε para todos os itens iniciais do não-terminal *X*, e uma transição *X* para o estado *A* → *u X* . *w*

- Todos os estados do autômato são finais!

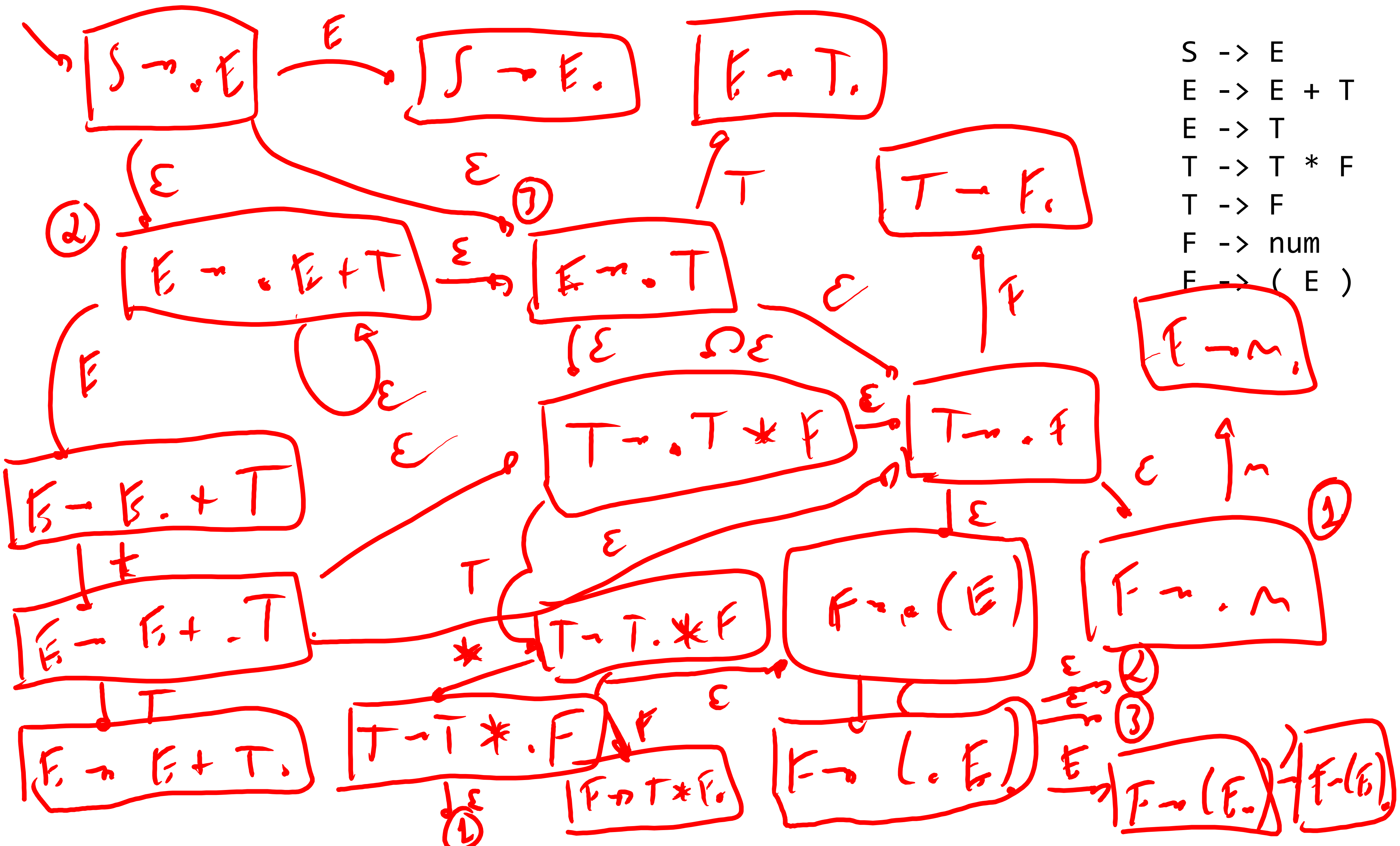
Gramática de Expressões

- Vamos usar como exemplo uma gramática de expressões simplificada:

```
S -> E
E -> E + T
E -> T
T -> T * F
T -> F
F -> num
F -> ( E )
```

- Vamos construir o NFA de prefixos viáveis dessa gramática

NFA de prefixos viáveis



S -> E
E -> E + T
E -> T
T -> T * F
T -> F
F -> num
F -> (E)

De NFA para DFA

- Podemos converter o NFA para um DFA usando o algoritmo usual
- Isso nos dá um autômato reconhecedor de prefixos viáveis
- Esse autômato é a base da técnica de análise LR(0):
  - Se o autômato leva a um estado com um único item de redução, reduza por aquela produção
  - Senão faça um *shift* e tente de novo
  - Se o autômato chegou em $S' \rightarrow S\,.$ e chegamos no final da entrada a entrada foi aceita

Construção direta do DFA

- Na prática construimos diretamente o DFA de itens LR(0) para prefixos viáveis

- Aplicamos a um estado uma operação de *fecho*, que é equivalente ao fecho-ε do NFA

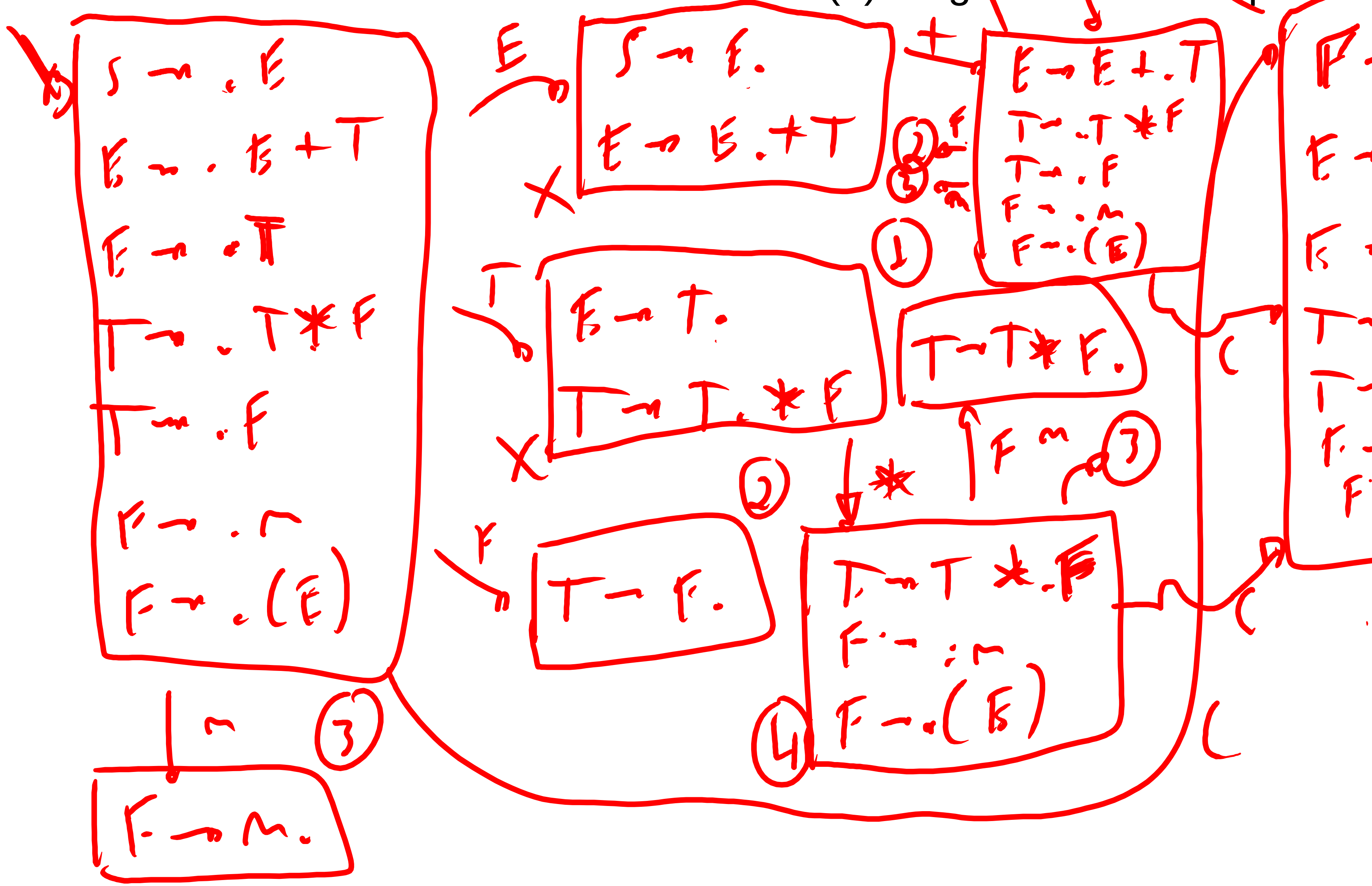
  - Se o estado tem um item $A \rightarrow u\ .\ X\ w$, onde X é um não-terminal, então inclua todos os itens iniciais de X

  - Faça isso até nenhum outro item ser incluído

- Sobrarão apenas as transições em terminais e não-terminais, com no máximo uma para cada terminal ou não-terminal saindo de cada estado

Autômato LR(0)

- Vamos construir o autômato de itens LR(0) da gramática de expressões:




```
S -> E
E -> E + T
E -> T
T -> T * F
T -> F
F -> num
F -> ( E )
```

Um exemplo que funciona

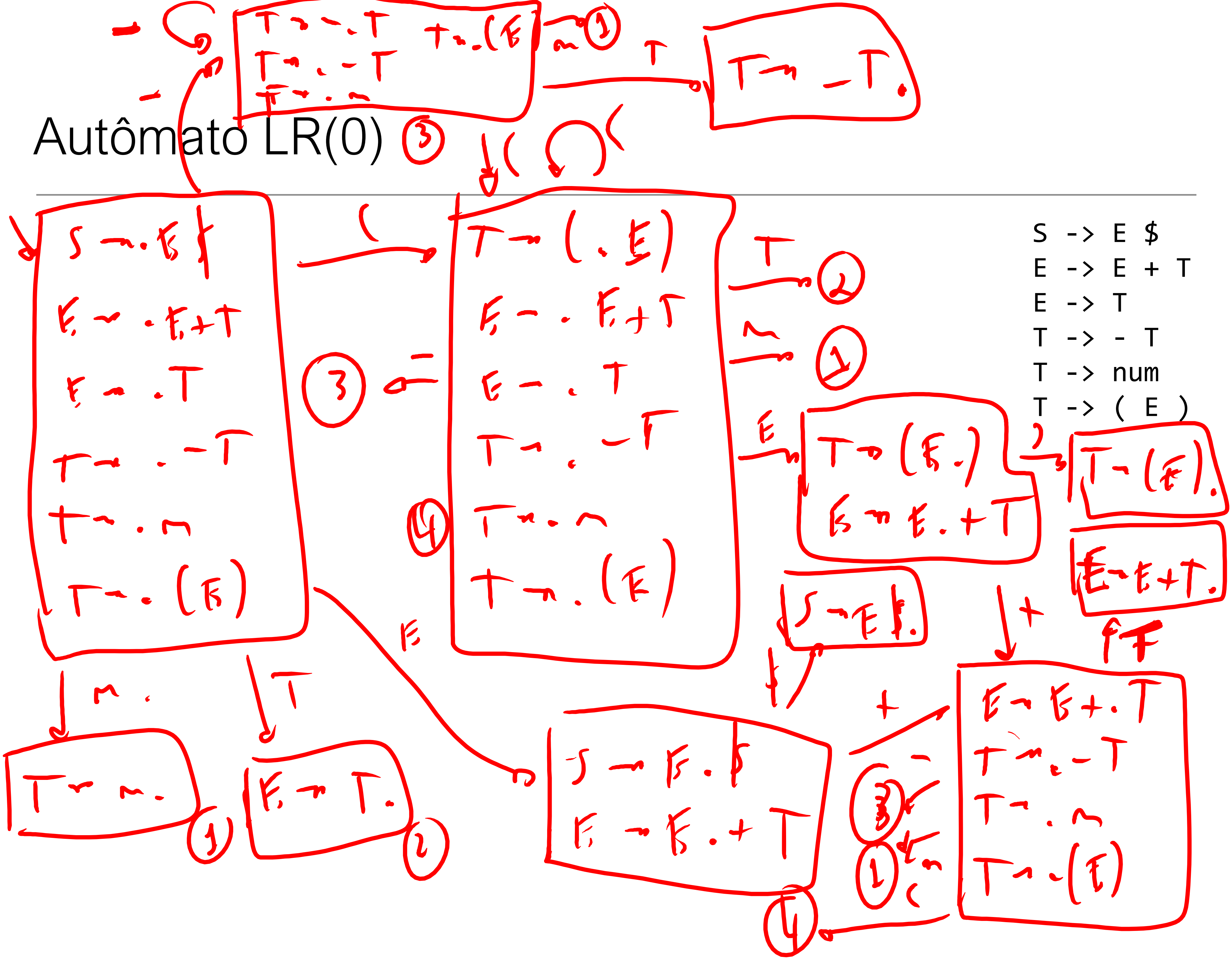
- Todo estado com um item de redução e algum outro item causa conflito LR(0)!

- A técnica LR(0) é bem fraca, mas ainda assim existem gramáticas que ela consegue analisar mas que as técnicas de análise descendente não:

```
S -> E $
E -> E + T
E -> T
T -> - T
T -> num
T -> ( E )
```

- Vamos construir o autômato de itens LR(0) dessa gramática e usá-lo para analisar `- ( num + num ) + num $`

Autômato LR(0)



S -> E $
E -> E + T
E -> T
T -> - T
T -> num
T -> (E)

Analisando uma entrada correta

| - (num + num) + num $

```
S -> E $
E -> E + T
E -> T
T -> - T
T -> num
T -> ( E )
```

- | (n + n) + n $
- (| n + n) + n $
- (n | + n) + n $
- (T | + n) + n $
- (E | + n) + n $
- (E + | n) + n $
- (E + n |) + n $
- (E + T |) + n $
- (E |) + n $
- (E) | + n $
- T | + n $
T | + n $
E | + n $
E + | n $
E + n | $
E + T | $
E | $
E $ |
S |
//

Analisando uma entrada com erros

```
- ( num + num + num $
```

```
S -> E $
E -> E + T
E -> T
T -> - T
T -> num
T -> ( E )
```

- (E | + n $

- (E + | n $

- (E + n | $

- (E + T | $

- (E | $

- (E $ | X