Тема 2. Схемы трансляции

Синтаксически управляемая схема трансляции (СУТ) представляет собой контекстно-свободную грамматику, дополненную программными фрагментами (*семантическими действиями*), вставленными в правые части продукций. Действия обычно заключаются в фигурные скобки и могут располагаться в любой позиции правой части продукции.

Отличие СУТ от СУО заключается в том, что в СУТ явно определен порядок вычисления семантических правил, задаваемый порядком обхода дерева разбора, который, в свою очередь, определяется методом синтаксического анализа. Кроме того, семантические действия в СУТ обычно более детализированы, чем семантические правила в СУО.

2.1. Преобразование L-атрибутного СУО в СУТ

Преобразование *L*-атрибутного СУО в СУТ для его реализации в процессе синтаксического анализа выполняется в соответствии со следующими правилами [1]:

а) действие, которое вычисляет наследуемый атрибут нетерминала *A*, необходимо поместить непосредственно перед вхождением *A* в правую часть продукции;

б) действие, вычисляющее синтезируемый атрибут нетерминала в левой части продукции, следует разместить в конце правой части продукции.

Построим СУТ для *L*-атрибутного СУО (см. табл. 2):

СУО с наследуемым атрибутом *L.inh*

Продукция	Семантические правила
1) $D \to T\ L$	*L.inh* := *T.type*
2) $T \to$ **int**	*T.type* := integer
3) $T \to$ **char**	*T.type* := char
4) $L \to L_1$ **, id**	L_1*.inh* := *L.inh* *AddType* (**id.***pnt*, *L.inh*)
5) $L \to$ **id**	*AddType* (**id.***pnt*, *L.inh*)

1) $D \to T$ {*L.inh* := *T.type*} *L*
2) $T \to$ **int** {*T.type* := integer}
3) $T \to$ **char** {*T.type* := char}
4) $L \to$ {L_1*.inh* := *L.inh*} L_1 **, id** {*AddType* (**id.***pnt*, *L.inh*)}
5) $L \to$ **id** {*AddType* (**id.***pnt*, *L.inh*)}.

В продукции 1 действие $\{L.inh := T.type\}$ размещено непосредственно перед L, поскольку в нем вычисляется наследуемый атрибут $L.inh$ нетерминала L. По аналогичной причине в продукции 4 действие $\{L_1.inh := L.inh\}$ помещено перед L_1. Остальные действия вычисляют синтезируемый атрибут $T.type$ или являются контролируемым побочным действием *AddType*, поэтому они размещены в конце правых частей продукций.

Когда семантические действия включают в себя множество различных операций, можно в СУТ для компактности записи использовать вместо действий их обозначения с соответствующей расшифровкой в виде алгоритмов выполнения действий. Обозначим действия в рассматриваемой СУТ следующим образом:

$A1$: $L.inh := T.type$

$A2$: $T.type :=$ integer

$A3$: $T.type :=$ char

$A4$: $L_1.inh := L.inh$

$A5$: $AddType$ (**id.***pnt*, $L.inh$).

Тогда СУТ можно записать в виде

1) $D \to T$ {$A1$} L

2) $T \to$ **int** {$A2$}

3) $T \to$ **char** {$A3$}

4) $L \to$ {$A4$} L_1 **, id** {$A5$}

5) $L \to$ **id** {$A5$}.

Для СУТ символы действий включаются в дерево разбора как его узлы. Действия выполняются в порядке, соответствующем прохождению дерева в глубину. При необходимости дерево разбора можно аннотировать. Для рассматриваемой СУТ дерево разбора строки **char id$_1$, id$_2$** представлено на рис. 4.

1) $D \to T\ \{A1\}\ L$
2) $T \to$ **int** $\{A2\}$
3) $T \to$ **char** $\{A3\}$
4) $L \to \{A4\}\ L_1$ **,** **id** $\{A5\}$
5) $L \to$ **id** $\{A5\}$.

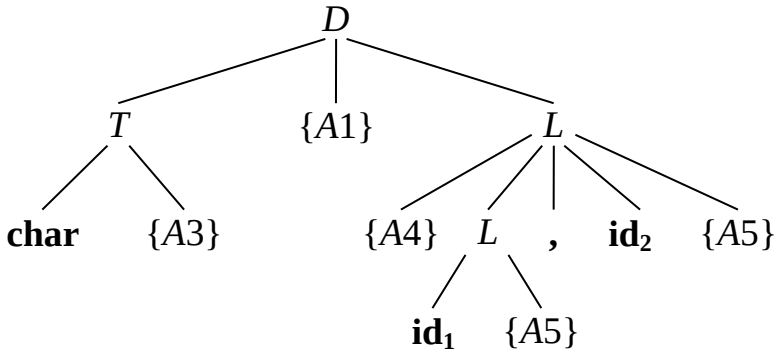


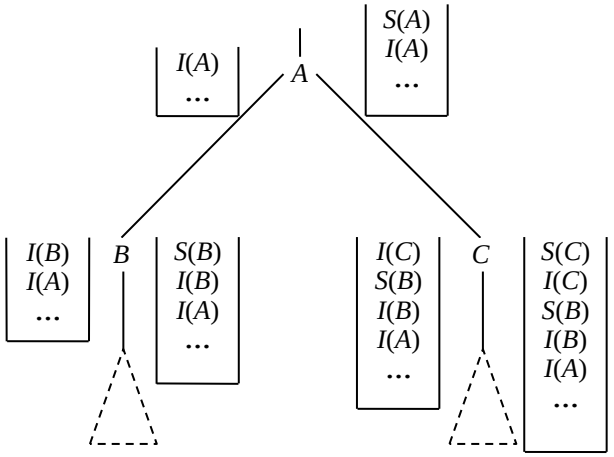
Рис. 4. Дерево разбора строки **char id$_1$, id$_2$** для СУТ

2.2. Память для хранения атрибутов

Важным является назначение памяти для хранения значений атрибутов в процессе трансляции. При заданном порядке вычисления атрибутов (зависит от порядка обхода дерева разбора) *время жизни* атрибута начинается, когда атрибут впервые вычисляется, и заканчивается, когда вычислены все атрибуты, зависящие от него. Для экономии памяти значения атрибутов сохраняются только на протяжении их времени жизни. Значения атрибутов помещаются в стек. Число и размер атрибутов символов грамматики зафиксировано, поэтому на каждом шаге процесса синтаксического анализа известно, в какой позиции стека находится интересующий атрибут. Можно разместить атрибуты в стеке синтаксического анализатора (расширив соответствующим образом структуру элемента стека) или использовать специальный стек или несколько стеков (например, отдельные стеки для синтезируемых и наследуемых атрибутов) для хранения значений атрибутов в течение времени их жизни.

Время жизни атрибута достаточно просто определяется по грамматике. Пусть имеется специальный стек для хранения атрибутов. Рассмотрим прохождение в глубину дерева разбора в соответствии с процедурой *DepthFirst* (см. подразд. 1.3). Обозначим наследуемые и синтезируемые атрибуты символа X грамматики как $I(X)$ и $S(X)$ соответственно.

Для продукции $A \to BC$ процесс обхода начинается в узле A. К этому моменту в родительском по отношению к A узле вычислены наследуемые атрибуты $I(A)$, которые находятся в верхней части стека. Вычисляются и заносятся в стек значения наследуемых атрибутов $I(B)$. После завершения обхода поддерева с корнем B в стеке над наследуемыми атрибутами $I(B)$ будут находиться синтезируемые атрибуты $S(B)$.



Аналогично процесс повторяется для поддерева с корнем C, т. е. в стек заносятся наследуемые атрибуты $I(C)$ и после завершения обхода поддерева с корнем C в стек будут занесены синтезируемые атрибуты $S(C)$. Таким образом, к моменту возврата к узлу A в стеке будут находиться значения атрибутов $I(A)$, $I(B)$, $S(B)$, $I(C)$, $S(C)$. Все атрибуты, необходимые для вычисления синтезируемых атрибутов A, в данный момент находятся в верхней части стека, их число и позиции в стеке известны. После вычисления синтезируемых атрибутов A время жизни атрибутов $I(B)$, $S(B)$, $I(C)$, $S(C)$ заканчивается, поэтому обход поддерева с корнем A завершается со стеком, содержащим в верхней части $I(A)$, $S(A)$.

Рассмотрим хранение атрибутов при обходе поддерева для продукции

$$L \rightarrow \{L_1.inh := L.inh\}\ L_1\ \mathbf{,}\ \mathbf{id}\ \{AddType\ (\mathbf{id}.pnt,\ L.inh)\}$$

из СУТ из подразд. 2.1. Изменение содержимого стека атрибутов в процессе обхода узлов дерева разбора представлено на рис. 5. Слева от узла показано содержимое стека до посещения узла, а справа – после посещения.

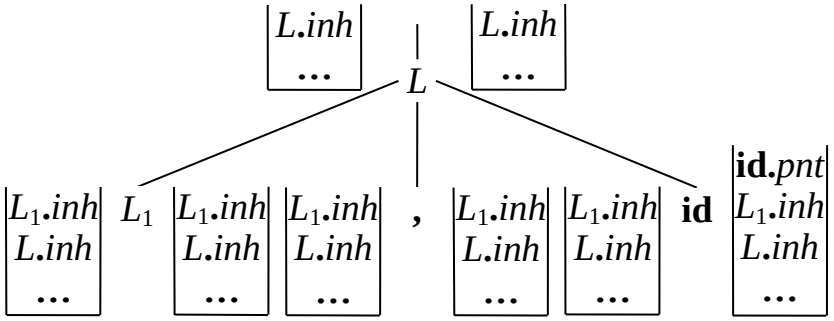


Рис. 5. Содержимое стека атрибутов
в процессе обхода узлов

Непосредственно перед посещением узла L в вершине стека находится значение его наследуемого атрибута $L.inh$. До посещения узла L_1 вычисляется его наследуемый атрибут $L_1.inh$ согласно действию $L_1.inh := L.inh$ и заносится в стек. После обхода поддерева, корнем которого является L_1, следовало бы занести значения его синтезируемых атрибутов, но, поскольку их нет, содержимое стека остается неизменным. Терминал *","* не имеет атрибутов, поэтому содержимое стека не изменяется. Терминал **id** имеет только синтезируемый атрибут **id.***pnt*, поэтому он добавляется в стек после посещения этого узла. После обхода поддерева с корнем L выполняется действие *AddType* (**id.***pnt*, $L.inh$), при этом время жизни атрибутов $L_1.inh$ и **id.***pnt* завершается (они исключаются из стека). Поскольку у L нет синтезируемых атрибутов, в вершине стека остается наследуемый атрибут $L.inh$.

В СУТ время жизни некоторых атрибутов может завершиться на более ранних этапах. Поэтому нет необходимости в их сохранении в стеке после вычисления значений зависящих от них атрибутов. В нашем примере время жизни атрибута $L_1.inh$ завершается после обхода поддерева с корнем L_1. Это объясняется тем, что от атрибута $L_1.inh$ не зависят значения атрибутов символов продукции $L \rightarrow L_1$ **,** **id**, стоящих справа от L_1. Поэтому нет необходимости в его сохранении в стеке после обхода поддерева с корнем L_1.

Заметим, что атрибут **id.***pnt* заносится в стек и сразу же удаляется из стека. Поэтому можно обойтись без занесения этого атрибута в стек.

Если некоторый атрибут b определяется правилом копирования вида $b := c$, а значение c находится в вершине стека, то в ряде случаев можно обойтись без размещения в стеке копии c. В нашем примере таким правилом является $L_1.inh := L.inh$, т.е. можно обойтись без занесения в стек атрибута $L_1.inh$.

Изменение содержимого стека атрибутов в процессе обхода узлов дерева разбора, учитывающее досрочное завершение времени жизни атрибутов и наличие правил копирования для той же продукции, что и на рис. 5, представлено на рис. 6.

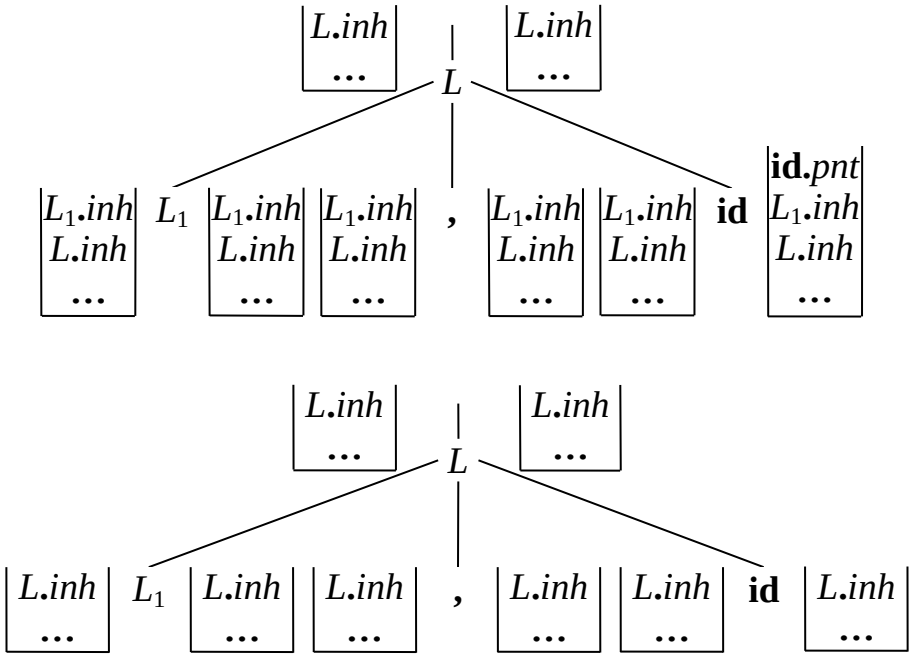


Рис. 6. Содержимое стека атрибутов с учетом досрочного завершения времени жизни и наличия правил копирования

Проведя подобный анализ для всех продукций СУТ, можно детализировать действия, связанные с вычислением или использованием атрибутов, соответствующими операциями со стеком.

После детализации действий соответствующими операциями со стеком (используется отдельный стек атрибутов) СУТ из подразд. 2.1 примет следующий вид:

1) $D \to T$ {$L.inh := T.type$} L
2) $T \to$ **int** {$T.type :=$ integer}
3) $T \to$ **char** {$T.type :=$ char}
4) $L \to$ {$L_1.inh := L.inh$} L_1 **,** **id** {*AddType* (**id.***pnt*, $L.inh$)}
5) $L \to$ **id** {*AddType* (**id.***pnt*, $L.inh$)}.

1) $D \to T\ L$ {*Pop* (*St*)}
2) $T \to$ **int** {*Push* (integer, *St*)}
3) $T \to$ **char** {*Push* (char, *St*)}
4) $L \to L_1$ **,** **id** {*AddType* (**id.***pnt*, *StackTop* (*St*))}
5) $L \to$ **id** {*AddType* (**id.***pnt*, *StackTop* (*St*))}.

Здесь операция *Push* (*x, St*) размещает значение *x* в стеке *St*, функция *Pop* (*St*) исключает элемент из вершины стека и возвращает его значение, функция *StackTop* (*St*) возвращает значение элемента из вершины стека *St* без его исключения.

В конце правой части первой продукции добавлено действие *Pop*(*St*), которое после завершения разбора входной строки исключает из стека единственный оставшийся элемент и делает стек пустым. Заметим, что в исходной СУТ такого действия не было. Если нет требования, чтобы после разбора входной строки стек атрибутов должен быть пустым, это действие можно не добавлять. Это действие не нужно также в случае использования для хранения атрибутов стека синтаксического анализатора, использующего метод синтаксического анализа, для которого одним из критериев успешного завершения разбора является пустота стека анализатора.

Использование СУТ для реализации СУО в процессе синтаксического анализа имеет ряд особенностей, зависящих от применяемого метода синтаксического анализа.