Промежуточные представления (IR)

Вспомним, как выглядят фазы компиляции:

↓ *исходный текст*

фронтенд: **анализ** исходного текста. Если есть ошибки, то останавливаемся.

↓ *промежуточное представление*

... в сложных системах может быть несколько пром. представлений

↓ *промежуточное представление*

бэкенд: **синтез** - генерация программы, которая нам нужна вместе с какими-то оптимизациями.

↓ *целевой код*

После синтаксического и семантического анализа некоторые компиляторы генерируют явное *промежуточное представление* исходной программы, которое можно рассматривать как программу для абстрактной машины. Это представление должно легко создаваться и транслироваться в целевую программу.

При оптимизации кода производятся попытки улучшить промежуточный код, чтобы получить более эффективный машинный код.

> Разберём, какие промежуточные представления бывают, одним из них позанимаемся более плотно.

Классификация

- по степени абстракции
- по структуре:
  - графические — представимы в виде графов
  - линейные
  - гибридные

Виды IR

Графические IR

Синтаксическое дерево и даг

> Всё прослушала, тут что-то рассказывали

Синтаксическое дерево получается из дерева вывода применением (до тех пор, пока это возможно) следующих преобразований:

- листья, соответствующие терминалам-операторам (и ключевым словам), удаляются, а данные терминалы связываются с родительским узлом.
- ветви дерева, соответствующие цепным правилам, сворачиваются в одну вершину.

В результате все узлы преобразованного дерева помечены терминалами (листья — операндами, а внутренние узлы — операторами и другими аналогичными по смыслу языковыми конструкциями). Атрибуты при семантическом анализе присоединяются к узлам дерева, как и в случае дерева вывода.

x=y*z

```
   =
 /   \
x     *
    /   \
   y     z
```

Поле дочерних узлов используем, чтобы показать...

Номер узла	Ссылка на узел	Левый операнд	Правый операнд
1	x	x.lexval	
2	y	y.lexval	
3	z	z.lexval	
4	*	2	3
5	=	1	3

Если хотим создать даг, то нужно проверять, а нет ли уже такого узла. Как проверить? По **сигнатуре** — метке и ссылке на сыновей.

Все узлы дага разбиваются на группы и используется хэш.

Зачем: чтобы не занимать лишнюю память и переиспользовать блоки кода

Граф потока управления (Control Flow Graph)

В качестве вершин этого графа используются блоки исполняемого кода или отдельные команды, в качестве рёбер — возможная передача управления между этими блоками.

```
if (x==y)
    st1;
else
    st 2;
st3;



            if (x==y)
            ↙      ↘
         st1        st2
            ↘       ↙
               st3
```

Зачем: чтобы находить мёртвый код и циклы

Граф зависимостей данных

Очень похож на граф зависимостей для атрибутных грамматик. Отражает связи и потоки данных между объявлением переменных и их использованием.

$w = w * 2 * x * y$

```
load r1, @w
mult r1, 2
load r2, @x
mult r1, r2
load r3, @y
mult r1, r3
```

```
1
↓
2   3
↓ ↙
4   5
↓ ↙
6
```

Пример гибридного, так как если в качестве узлов используем целые блоки, то внутри одного узла этот блок может быть представлен в виде линейного кода или синтаксического дерева.

Зачем: выкидывать ненужные переменные; эффективно параллелить программу.

Линейные IR

Типы отличаются друг от друга количеством адресов, используемых в своих командах.

Адрес — не относится к адресу в памяти. Это одно из трёх:

- имя переменной
- временное имя, сгенерированное компилятором
- константа

Одноадресный код

Команды могут использовать только один адрес. Нужен стек, так как унарных операций маловато. Есть возможность обменять вершину и элемент, лежащий под ней.

$x * y - 2$

```
push  x
push  y
mult
push  2
subtr
```

Двухадресный код

Если к операндам применяется операция, то результат должен оказаться в одной из переменных

```
mult  x, y  ;теперь результат лежит в x
subtr x, 2
```

Деструктивный характер — всё время перезатираем переменные.

Трёхадресный код

Громоздкое, но универсальное промежуточное представление. От того, как мы опишем множество команд и свяжем с целевой программой, зависит уровень абстракции. Может быть как аналогом синтаксического дерева, но может быть и приближен к математическому языку.

Набор команд, с которым будем работать:

- $x = y\ op\ z$ — бинарная операция с присваиванием
- $x = op\ y$ — унарная операция с присваиванием
- $x = y$ — присваивание
- `goto L` — безусловный переход. Переменная тоже может быть меткой
- `if x goto L` и `if False x goto L` — условный переход
- `if x relop y goto L` — условный переход с оператором сравнения
- `y = x[i]` и `x[i] = y` — присваивание с индексацией

  Чтобы вызвать функцию, нужно передать в неё параметр:

- $param\ x_1$ — передаём в функцию n аргументов
  $param\ x_n$
  $call\ f, n$
- return x
- ссылки и указатели:
  - $x = \&y$ — положить в x указатель на значение y
  - $x = *y$ — положить в x значение по адресу, лежащему в y
  - $*x = y$ — положить в объект, лежащий по адресу x, y

  Вообще, компилятор проверяет L и R значения. Хотя слева и справа используются переменные, но то, что слева, используется как адрес, а справа — как значение. То есть слева нельзя записать R-значение, например, константу.

В качестве линейного промежуточного представления может быть какой-то язык. Например, промежуточным представлением для C++ когда то бы обычный Си.

Связь линейного кода с графическим.

```
if (x > 0)
{
    y = z*2 - 1
    i++;
}
x = 0;
```

```
if False x > 0 goto 5
t1 = z*2
y = t1 - 1   ;t2 = t1 - 1, y = t2
i = i + 1
L5: x = 0
```

```
          ____________________________ if  _________________
        |                              |                    |
        >                           __ ; ____               =
      /  \                        /          \           /   \
     x    0                    =              =         x     0
                             /   \          /   \
                            y     -        +     i
                                /   \    /   \
                               *     1 i      1
                              /  \
                             z    2
```

Представление внутри компилятора

- **Четвёрки**, из которых получается нумерованный список:

    2. Оператор
    3. Левый операнд
    4. Правый операнд
    5. Куда складываем результат

Номер (не используется)	Оператор	Левый операнд	Правый операнд	Результат
0	$if\ left > right\ goto$	x	0	$L5$
1	$*$	z	2	t_1
2	$-$	t_1	1	y
3	$+$	i	1	i
4	$=$	0		x

За счёт того, что строчки не адресуют друг друга непосредственно, их можно спокойно менять местами, чем и пользуются некоторые оптимизирующие компиляторы. Но нужно больше памяти на лишний столбик.

- **Тройки** — линейное представление синтаксического дерева:

  1. Оператор
  2. Левый операнд
  3. Правый операнд

  Левый и правый операнд могут быть не только переменными и константами, но и номерами команд.

Номер тройки	Оператор	Левый операнд	Правый операнд
(0)	$*$	z	2
(1)	$-$	(0)	1
(2)	$=$	y	(1)

  Перемешивать строчки просто так — сложно, поэтому используется косвенная адресация — *косвенные тройки*.

- **Косвенные тройки** — оставляем таблицу, как в обычных тройках, а переупорядочивать будем список указателей на эти тройки:

Индекс	$\dots$	33	34	35	$\dots$
Instruction	$\dots$	(0)	(1)	(2)	$\dots$

Трансляция выражений

$S \to id = E$	$S.code = E.code \| \| gen(\square 0 \square)$
$E \to E_1 + E_2$	$E.addr = new\ Temp(),$ $E.code = E_1.code \| \| E_2.code \| \| gen(\square 0 \square)$
$E \to (E_1)$	$E.addr = E_1.addr,$ $E.code = E_1.code$
$E \to id$	$E.addr = get(id.lexval),$ $E.code =$""

Атрибуты (синтезируемые):

- addr — по адресам хранятся вычисленные значения
- code —

Обозначения:

|| — конкатенация двух кодов

`{var}+{var}` — строковая интерполяция.

Инструкции изменения потока управления

Булевы выражения

> Нам их нужно либо вычислять, либо использовать. Это два разных контекста. Их можно различать с помощью, например, наследуемого атрибута. Нам интересно, как транслируются условия и циклы

$B \to B||B|B\&\&B|!B|E\ rel\ E|true|false$

$rel \in \{\leq, <, >, \geq, \neq, ==\}$

Спецификация языка обязательно упоминает о сокращённых вычислениях. Например, если первый операнд в конъюнкции ложен, то остальные вычисляться не будут. Мы ими будем пользоваться.

```
if (x>200 || x<100 && x!=y)
    x = 0;
```

```
if (x > 200) goto L1
if False x < 100 gotoL2
if False x != y goto L2
L1: x = 0;
L2: ...
```

$S \to if(B)S_1$
$S \to while(B)S_1$
$S \to if(B)S_1 else S_2$

Атрибуты:

- next — метка следующей команды, которая будет выполняться после S
- true/false — метка первой команды, которая выполнится если B истинно\ложно

Примеры блоков:

if:

```
            B.code
    B.true  -> S1.code
    B.false -> .. <- S.next
```

while

```
    begin  ->  B.code
    B.true ->  S1.code
               goto begin
    B.false -> ... <- S.next
```

if-else

```
                    B.code
        B.true ->   S1.code
                    goto [S.next]
        B.false ->  S2.code
        S.next ->  ..
```

Теперь опишем семантическую грамматику:

Грамматика для трансляции блоков кода

Вспомогательные функции и процедуры:

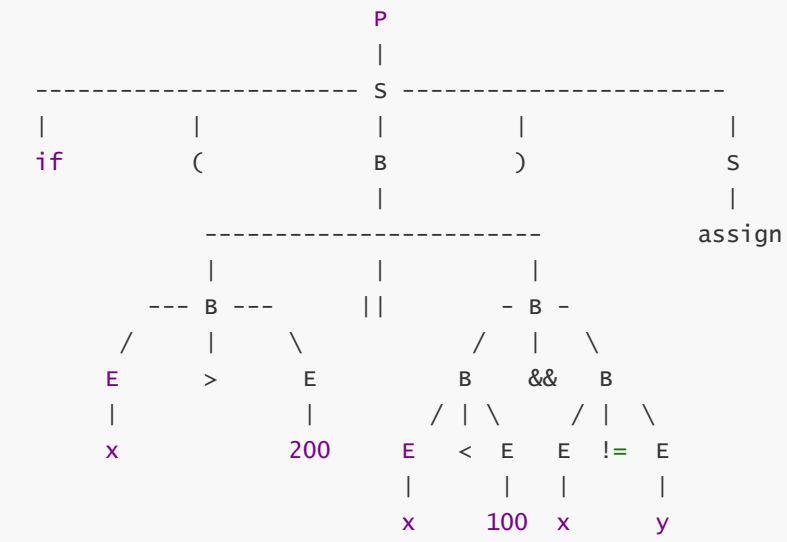
- newlabel() — новая метка;
- label(...) — пометить команду меткой;
- gen(...) — генерирует код. В кавычках — обычная строка, без кавычек — подставляем значение.

$P \to S$	$S.next = newlabel(),$ $P.code = S.code \vert\vert label(S.next)$
$S \to assign$	$S.code = assign.code$
$S \to if(B)S_1$	$S_1.next = S.next,$ $B.true = newlabel(),$ $B.false = S.next,$ $S.code = B.code \vert\vert label(B.true) \vert\vert S_1.code$
$S \to while(B)S_1$	$begin = newlabel(),$ $S_1.next = begin,$ $B.true = newlabel() - \text{тело цикла},$ $B.false = S_1.next$ $S.code = label(begin) \vert\vert B.code \vert\vert label(B.true) \vert\vert S_1.code \vert\vert gen('goto' begin')$
$S \to if(B)S_1 else S_2$	$S_1.next = S.next,$ $S_2.next = S.next$ $B.true = newlabel(),$ $B.false = newlabel()$ $S.code = B.code$ $\vert\vert label(B.true)$ $\vert\vert S_1.code$ $\vert\vert gen('goto' S.next)$ $\vert\vert label(B.false)$ $\vert\vert S_2.code)$
$S \to S_1; S2$	$S_1.next = newlabel(),$ $S_2.next = S.next,$ $S.code = S_1.code \vert\vert label(S_1.next) \vert\vert S_2.code$

Грамматика для трансляции булевых операторов

$B \to B_1 \|\| B_2$	$B_1.true = B.true,$ $B_1.false = newlabel(),$ $B_2.true = B.true,$ $B_2.false = B.false$ $B.code = B_1.code$
$B \to B_1 \&\& B_2$	$B_1.true = newlabel(),$ $B_1.false = B.false,$ $B_2.true = B.true,$ $B_2.false = B.false,$ $B.code = B_1.code \|\| label(B_1.true) \|\| B_2.code$
$B \to !B_1$	$B_1.true = B.false,$ $B_1.false = B.true$ $B.code = B_1.code$
$B \to E_1\ rel\ E_2$	$B.code = E_1.code$ $\|\| E_2.code$ $\|\| gen('if'\ E_1.addr\ rel.op\ E_2.addr\ 'goto'\ B.true)$ $\|\| gen('goto'\ B.false)$
$B \to true$	$B.code = gen('goto'\ B.true)$
$B \to false$	$B.code = gen('goto'\ B.false)$

```
if (x>200 || x<100 && x!=y)
    x = 0;
```



```
20
21
22  if x > 200 goto L2
23  goto L3
24  L3: if x < 100 goto L4
25      goto L1
26  L4: if x!=y goto L2
27      goto L1
28  L2: x = 0
29  L1: ...
```

Сокращённые вычисления

Введём новую команду $fall$ — провались к следующей команде. Зачем она нужна? Рассмотрим правила:

- $B \to B_1 || B_2$
- $B \to E_1\ rel\ E_2$

Если B_1 — истинен, то можно не считать B_2, а сразу переходить к тому коду, который выполняется в случае истинности всего выражения. Если B_1 всё таки ложно, то надо попробовать посчитать B_2. Для этого положим в $B.\ false$ нашу новую команду $fall$.

Для операции $\&\&$ мы бы наоборот, положили $fall$ в $B.true$, потому что, чтобы проверить истинность всего высказывания, нужно проверить истинность всех частей

```
1   test = E_1.addr rel.op E_2.addr #сравниваем да операнда
2
3   if B.true != fall && B.false != fall:
4       # обе метки реальные, нужны оба перехода
5       s =    gen(`if {test} goto {B.true}`)
6           || gen(`if False {test} goto {B.false}`)
7   elif B.true != fall, B.false == fall:
8       # если B - ложно, то попробуем следующий блок
9       s = gen(`if {test} goto {B.true}`)
10  elif B.true = fall, B.false != fall:
11      # если B - ложно, то дальше считать ничего не будем
12      s = gen(`if False {test} goto {B.false}`)
13  else s = ''
14
15  B.code = E_1.code || E_2.code || s
```

Теперь оптимизируем прошлую грамматику

$P \to S$	$S.next = newlabel(),$ $P.code = S.code \vert\vert label(S.next)$
$S \to assign$	$S.code = assign.code$
$S \to if(B)S_1$	$S_1.next = S.next,$ $B.true = newlabel(),$ $B.false = S.next,$ $S.code = B.code \vert\vert label(B.true) \vert\vert S_1.code$
$S \to while(B)S_1$	$begin = newlabel(),$ $S_1.next = begin,$ $B.true = newlabel() - \text{тело цикла},$ $B.false = S_1.next$ $S.code = label(begin) \vert\vert B.code \vert\vert label(B.true) \vert\vert S_1.code \vert\vert gen('goto' begin')$
$S \to if(B)S_1 else S_2$	$S_1.next = S.next,$ $S_2.next = S.next$ $B.true = newlabel(),$ $B.false = newlabel()$ $S.code = B.code$ $\vert\vert label(B.true)$ $\vert\vert S_1.code$ $\vert\vert gen('goto' S.next)$ $\vert\vert label(B.false)$ $\vert\vert S_2.code)$
$S \to S_1; S2$	$S_1.next = newlabel(),$ $S_2.next = S.next,$ $S.code = S_1.code \vert\vert label(S_1.next) \vert\vert S_2.code$

Основные изменения — в блоке с булевыми операторами

$B \to B_1 \vert\vert B_2$	$B_1.true = \begin{cases} B.true, & B.true \neq fall \\ newlabel(), & otherwise \end{cases}$ $B_1.false = fall,$ $B_2.true = B.true,$ $B_2.false = B.false,$ $B.code = \begin{cases} B_1.code \vert\vert B_2.code, & B.true \neq fall \\ B_1.code \vert\vert B_2.code \vert\vert label(B_1.true), & otherwise \end{cases}$
$B \to B_1 \&\& B_2$	$B_1.false = \begin{cases} B.false, & B.false \neq fall \\ newlabel(), & otherwise \end{cases}$ $B_1.true = fall,$ $B_2.true = B.true,$ $B_2.false = B.false,$ $B.code = \begin{cases} B_1.code \vert\vert B_2.code, & B.false \neq fall \\ B_1.code \vert\vert B_2.code \vert\vert label(B_1.false), & otherwise \end{cases}$
$S \to if(B)S_1$	$B.true = fall$ $B.false = S.next$ $S_1.next = S.next$ $S.code = B.code \vert\vert S_1.code$
$B \to !B_1$	
$B \to E_1\ rel\ E_2$	см. код над этими табличками
$B \to true$	$B.code = gen('goto' B.true)$
$B \to false$	$B.code = gen('goto' B.false)$

Метод обратных поправок

> Два прохода, чтобы спускать наследуемые атрибуты. А хотим — за один раз с помощью восходящего анализа. Маркеры нам помогут!
>
> $S \to if(B)S_1$. Если B ложно, то мы должны выполнить код, который следует за S_1. Но, когда мы разбираем B, про S_1 мы ещё ничего не знаем! Поэтому метки в GOTO мы оставляем пустыми, и запоминаем, что эту команду мы ещё не заполнили. Когда метка станет известным, можно будет эту команду дозаполнить. Поэтому **обратные поправки**

Нужны новые синтезируемые атрибуты, наследуемые будем прятать в маркеры.

Списки команд перехода, в которые нужно вставить метки команд, которые нужно выполнить в случае истинности или ложности B

- B.truelist
- B.falselist

У S появится атрибут из списка команд, к которым нужно перейти после выполнения S

- S.nextlist

Нужны вспомогательные функции:

- $makelist(i)$ — создаёт список из единственной команды с номером i, возвращает ссылку на этот список
- $merge(p_1, p_2)$ — слияние списков

Вспомогательная процедура:

- $backpatch(p, i)$ берёт все команды, по которым не проставлен переход, и заполняет их командой перехода к

$B \to B_1 \| \| MB_2$	$B.truelist = merge(B_1.truelist, B_2.truelist)$ $B.falselist = B_2.falselist$ $backpatch(B_1.falselist, M.instr)$ $B.code = B_1.code \| \| B_2.code$
$M \to \lambda$	$M.instr = nextinstr$
$B \to B_1 \&\& MB_2$	$B.truelist = B_2.truelist$ $B.falselist = merge(B_1.falselist, B_2.falselist)$ $backpatch(B_1.truelist, M.instr)$ $B.code = B_1.code \| \| B_2.code$
$B \to !B_1$	$B.falselist = B_1.truelist$ $B.truelist = B_1.falselist$ $B.code = B_1.code$
$B \to E_1\ rel\ E_2$	$B.truelist = makelist(nextinstr)$ $B.falselist = makelist(nextinstr + 1)$ $B.code = gen(\square 0 \square) \| \| gen(\square 1 \square)$
$S \to if(B)MS_1$	$S.nextlist = B.falselist$ $backpatch(B.truelist, M.instr)$
$S \to if(B)M_1S_1NelseM_2S_2$	$S.nextlist = S_2.nextlist$ $backpatch(B.truelist, M_1.instr)$ $backpatch(B.falselist, M_2.instr)$ $S.code = B.code \| \| S_1.code \| \| gen(" \ goto \ \_\_\_ ") \| \| S_2.code$
$N \to \lambda$	$N.nextlist = makelist(nextinstr)$ $gen(" \ goto \ \_\_\_ ")$
$S \to while\ M_1(B)M_2S$	$backpatch(B.truelist, M_2.instr)$ $backpatch(S_1.nextlist, M_1.instr)$ $S.code = B.code \| \| S_1.code \| \| gen(" \ goto \{M_1.instr\} "))$
$S \to A$	
$S \to \{L.S\}$	
$B \to true$	$B.truelist = makelist(nextinstr)$ $B.code = gen(undefined)$
$B \to false$	

Пример

```
if (x<100 || x>200 && x!=y)
    x = 0;


                                P
                                |
          ---------------------- S ----------------------
          |          |          |         |      |       |
          if         (          B         )      M       S
                                |                         |
                     ------------------------           assign
                     |          |          |
                 --- B ---      ||        - B -----------
               /     |     \           /   |   \        |
```

```
                E      <      E          B    &&   M       B
                |             |        / | \            / |  \
                x           100      E   >  E         E  !=  E
                                     |      |         |      |
                                     x     200        x      y


Когда сворачиваем первый куст, получаем первые списки, t и f.
В списке B.t будет лежать команда 1, в B.f - команда 2

Когда сворачиваем второй куст, B.t = {3}, B.f = {4}

Маркер получает номер команды номер 5

Последний куст: B.t = {5}, B.f = {6}

Начинаем сворачиваться. B.t ={5}, B.f={4,6}.
А ещё нужно выполнить обратную поправку. В левом ребёнке в t лежит 3,
значит в третью команду нужно вставить команду из маркера.

Сворачиваем верхнее B. Берём false у B_2, обратная поправка тоже работает с
f.

Из 4 и 6 незаполненные команды должны вести в 7. Но пока семёрки нет в
каком-то списке, мы их заполнить не можем

S.n = {4,5}

M = 7

```

Код:

```
if x < 100 goto ___  (7)
goto ___  (3) line 34
if x > 200 goto ___ (5) line 32
goto ___
if x !+ y goto ___ (7)
goto ___
x = 0
```

КОНЕЦ!

Экзамен:

- задача — получить за день до экзамена
- простой вопрос
- вопрос посложнее