Metody Realizacji Języków Programowania

Realizacja funkcji, procedur i metod

Marcin Benke

MIM UW

5–19 listopada 2014

Podprogramy

W wielu językach programowania podstawowy mechanizm abstrakcji stanowią podprogramy (funkcje, procedury, metody).

Wywołanie podprogramu wymaga kilku kroków:

- Wyznaczenie (adresu) podprogramu (ten krok jest często trywialny, acz nie zawsze, np. `s[i].f(x)` w C, a tym bardziej dla metod wirtualnych w C++).
- Zapewnienie wyrównania stosu
- Przygotowanie argumentów
- Skok ze śladem
- Po powrocie ewentualne uprzątnięcie argumentów
- Odczytanie wyniku

Przygotowanie argumentów

- dla argumentów przekazywanych przez wartość, obliczenie wartości
- dla argumentów przekazywanych przez zmienną, obliczenie adresu
- dla argumentów przekazywanych przez nazwę/potrzebę, przygotowanie domknięcia (thunk)
- Umieszczenie argumentów w przewidzianym protokołem miejscu (w rejestrach, na stosie, etc.)

Drzewo aktywacji

Wykonanie programu można przedstawić w postaci tzw. drzewa aktywacji, którego węzły reprezentują wcielenia (wykonania) funkcji.

- Korzeń tego drzewa to wykonanie programu głównego a węzeł F ma synów $G_1 \ldots G_n$ jeśli wcielenie funkcji F wywołało G_1, później G_2 itd.
- Podczas wykonania programu odwiedzamy węzły porządku prefiksowym, od lewej do prawej.
- Na ścieżce od korzenia do aktualnego węzła są aktywne wcielenia funkcji, na lewo już zakończone a na prawo jeszcze się nie rozpoczęte.
- Jeśli istnieje ścieżka, na której występuje wiele wcieleń tej samej funkcji, mówimy że funkcja ta jest rekurencyjna.

Rekord aktywacji

- Z każdym wcieleniem funkcji wiążemy pewne informacje. Obszar pamięci, w którym są zapisywane, nazywamy *rekordem aktywacji* albo *ramką* (ang. *frame*).
- W większości języków potrzebne są tylko rekordy dla aktywnych wcieleń na aktualnej ścieżce w drzewie aktywacji.
- Gdyby nie rekurencja, dla każdej funkcji moglibyśmy z góry zarezerwować obszar pamięci na jedną ramkę (wczesny Fortran).
- W językach z rekurencją rekordy aktywacji alokujemy przy wywołaniu funkcji a zwalniamy, gdy funkcja się skończy.
- Rekordy aktywacji przechowujemy więc na stosie.

Zawartość rekordu aktywacji

Informacje pamiętane w rekordzie aktywacji zależą m. in. od języka. Mogą tam być:

- parametry
- zmienne lokalne i zmienne tymczasowe
- ślad powrotu
- kopia rejestrów (wszystkich, niektórych lub żadnego)
- łącze dynamiczne (DL, ang. dynamic link) – wskaźnik na poprzedni rekord aktywacji; ciąg rekordów połączonych wskaźnikami DL tworzy tzw. łańcuch dynamiczny.
- łącze statyczne (SL, ang. static link)
- miejsce na wynik

Postać rekordu aktywacji nie jest sztywno określona — projektuje ją autor implementacji języka.

Adresowanie rekordu aktywacji

- Adres ramki jest zwykle przechowywany w wybranym rejestrze (FP = frame pointer, BP = base pointer).
- Pola rekordu aktywacji są adresowane przez określenie ich przesunięcia względem adresu w FP.
- Każde wcielenie funkcji, niezależnie od położenia rekordu aktywacji, w ten sam sposób może korzystać z jego zawartości, a więc wszystkie wcielenia mają wspólny kod.
- Adresem rekordu aktywacji nie musi być adres jego początku. Czasem wygodniej przyjąć adres jednego z pól w środku tego rekordu.

Adresowanie rekordu aktywacji

- Jeśli w języku są funkcje ze zmienną liczbą argumentów (jak np. w C), lepiej adresować względem środka ramki.
- Przy adresowaniu względem początku, przesunięcia zależą od liczby parametrów, a więc nie są znane podczas kompilacji.
- Rozwiązanie: adresowanie ramki względem miejsca pomiędzy parametrami a zmiennymi lokalnymi funkcji.
- Parametry zapisujemy od ostatniego do pierwszego, dzięki czemu przesunięcie K-tego parametru nie zależy od liczby parametrów, tylko od stałej K.
- Wynik funkcji często w rejestrach zamiast na stosie.
- Dla architektur z dużą liczbą rejestrów (np x86_64) niektóre argumenty też w rejestrach.

Protokół wywołania (i powrotu z) funkcji

- Protokół wywołania opisuje czynności, które ma wykonać wołający (zarówno przed przekazaniem sterowania do wołanego, jak i po powrocie) oraz to, co wołany (czyli każda funkcja) ma robić na początku i na końcu.
- Podstawowym zadaniem jest zbudowanie rekordu aktywacji oraz usunięcie go.
- Niektóre czynności musi wykonywać wołający (np. liczenie parametrów), inne wołany (np. zarezerwowanie miejsca na zmienne lokalne), a jeszcze inne może wykonać zarówno wołany jak i wołający.

Rejestry

Protokół może określać, które rejestry “należą” do wołajacego, a które do wołanego.

Rejestry, które zachowują swoja wartość po wywołaniu funkcji — ich zachowanie jest obowiązkiem wołanego (callee-save)
Np. dla x86/libc: EBP,EBX

Rejestry, które nie zachowują wartości po wywołaniu funkcji (caller-save)

Protokół wywołania (i powrotu z) funkcji

Zaprojektujemy protokół wywołania i powrotu z funkcji. Założymy przy tym następującą postać rekordu aktywacji:

- miejsce na wynik
- parametry
- ślad
- DL
- zmienne

Będziemy używać abstrakcyjnego procesora, w którym wskaźnik/int zajmuje jedno słowo, z rejestrami

- SP — wskaźnik stosu
- BP — wskaźnik ramki
- A,B,C,D — rejestry uniwersalne
- S — link statyczny (o czym za chwilę)

Notacja [*adres*] oznacza odwołanie do pamięci

Protokół wywołania (i powrotu z) funkcji

Wskaźnikiem rekordu aktywacji będzie BP zawierający adres DL.

wołający

```
PUSH 0                  # miejsce na wynik
<parametry na stos>
CALL adres_wołanego
SP += n                 # n - łączny rozmiar parametrów
                        # wynik zostaje na stosie
```

wołany

```
PUSH BP                 # DL na stos
BP = SP                 # aktualizacja wskaźnika ramki
SP -= k                 # k - łączny rozmiar zmiennych
...                     # tłumaczenie treści funkcji
SP = BP                 # przywracamy wskaźnik stosu
POP BP                  # przywracamy wskaźnik ramki
RET                     # powrót do wołającego
```

Mechanizm przekazywania parametrów

Przekazywanie parametru przez wartość:

- wołający umieszcza w rekordzie aktywacji wartość argumentu;
- wołany może odczytać otrzymaną wartość, ew. zmieniać ją traktując parametr tak samo, jak zmienną lokalną;
- ewentualne zmiany nie są widziane przez wołającego.

Jesli argumenty są przekazywane w rejestrach, wołany musi zwykle zapisać je w swojej części rekordu aktywacji.

Przekazywanie parametru przez zmienną

- wołający umieszcza w rekordzie aktywacji adres zmiennej;
- wołany może odczytać wartość argumentu sięgając pod ten adres,
- może też pod ten adres coś wpisać, zmieniając tym samym wartość zmiennej będącej argumentem.

Przekazywanie parametru przez wartość-wynik:

- wołajacy przekazuje wartość, a po powrocie odczytuje wynik.

Przykład 1

W programie, którego fragment wygląda następująco:

```
void p() {
  int a,b;
  a = q(b,b);
}

int q(int x, int& y) {
int z;
  result = x + y;
  y = 7;
}
```

Przyjmujemy, że przypisanie na `result` ustawia wynik funkcji.

rekord aktywacji procedury p wyglądałby tak (w nawiasach podano przesunięcia poszczególnych pól względem pola DL wskazywanego przez rejestr BP):

```
( +1 )  ślad
(  0 )  DL
( -1 )  a
( -2 )  b
```

a rekord aktywacji funkcji q tak:

```
( +4 )  miejsce na wynik
( +3 )  x
( +2 )  adres y
( +1 )  ślad
(  0 )  DL
( -1 )  z
```

kod wynikowy dla procedury p miałby postać:

```
# void p() { int a,b; a = q(b,b);}

PUSH BP                 # DL do ramki
BP = SP                 # nowy adres ramki do BP
SP -= 2                 # miejsce na dwie zmienne
PUSH 0                  # miejsce na wynik
PUSH [BP-2]             # wartość b
A =  BP-2               # adres zmiennej b do A (LEA)
PUSH A
CALL q                  # skok ze śladem do q
SP += 2                 # usuwamy parametry
POP  [BP-1]             # przypisujemy wynik na a
SP = BP                 # usuwamy zmienne
POP  BP                 # wracamy do poprzedniej ramki
RET                     # i do miejsca wywołania
```

a kod funkcji q:

```
# int q(int x, int&y) { result = x+y; y = 7; }

PUSH BP                 # DL do ramki
BP = SP                 # nowy adres ramki do BP
SP -= 1                 # miejsce na jedną zmienną
A = [BP+3]              # wartość x
B = [BP+2]              # adres y do B
A += [B]                # dodajemy x i y
[BP+4] = A              # zapamiętujemy wynik
A = [BP+2]              # adres zmiennej y
[A] = 7                 # przypisanie na y
SP = BP                 # usuwamy zmienną
POP BP                  # wracamy do poprzedniej ramki
RET                     # i do miejsca wywołania
```

Środowisko w językach ze strukturą blokową

- Wiele języków programowania (n.p. Pascal) pozwala na zagnieżdżanie funkcji i procedur. Języki te nazywamy językami ze *strukturą blokową*.
- Kod funkcji ma dostęp nie tylko do jej danych lokalnych, ale także do danych funkcji, w której jest zagnieżdżona itd. aż do poziomu globalnego.
- Działanie funkcji jest określone nie tylko przez jej kod oraz parametry, lecz także przez środowisko, w którym ma się wykonać.

Wiązanie statyczne i dynamiczne

- Postać środowiska jest w Pascalu wyznaczona statycznie — z kodu programu wynika, do której funkcji należy rekord aktywacji, w którym mamy szukać zmiennej nielokalnej.
- Mówimy, że w Pascalu obowiązuje statyczne wiązanie zmiennych.
- Istnieją również języki (n.p. Lisp), w których obowiązuje wiązanie dynamiczne — w przypadku odwołania do danej nielokalnej, szukamy jej w rekordzie aktywacji wołającego itd. w górę po łańcuchu dynamicznym.

Łącze statyczne

- By korzystać z danych nielokalnych, działająca funkcja musi mieć dostęp do swojego środowiska.
- Moglibyśmy przekazać jej wszystkie potrzebne dane znajdujące się w jej środowisku jako dodatkowe parametry. Rozwiązanie takie stosuje się często w językach funkcyjnych.
- W językach imperatywnych najczęściej stosowanym rozwiązaniem jest powiązanie w listę ciągu ramek, które są na ścieżce w hierarchii zagnieżdżania.
- Każda ramka zawiera łącze statyczne (SL, static link) – wskaźnik do jednego z rekordów aktywacji funkcji otaczającej daną.
- Rekord ten nazywamy poprzednikiem statycznym, a ciąg rekordów połączonych SL to łańcuch statyczny.

Wyliczanie SL

- SL musi być liczony przez wołającego, bo do jego określenia trzeba znać zarówno funkcję wołaną jak i wołającą.
- Środowisko dla funkcji wołanej zależy od środowiska wołającej – jeśli obie widzą zmienną x, jej wartość ma być dla nich równa.
- Jeśli funkcja F znajdująca się na poziomie zagnieżdżenia F_p wywołuje G z poziomu zagnieżdżenia G_p, w pole SL wpisze adres rekordu, który odnajdzie przechodząc po własnym łańcuchu statycznym o $F_p - G_p + 1$ kroków w górę.
- SL dla G ma wskazywać na rekord aktywacji funkcji na poziomie zagnieżdżenia $G_p - 1$, o δ kroków w łańcuchu aktywacji od ramki F:

$$G_p - 1 = F_p - \delta$$

$$\delta = F_p - G_p + 1$$

Wyliczanie SL

- Jeśli funkcja F znajdująca się na poziomie zagnieżdżenia F_p wywołuje G z poziomu zagnieżdżenia G_p, w pole SL wpisze adres rekordu, który odnajdzie przechodząc po własnym łańcuchu statycznym o $F_p - G_p + 1$ kroków w górę.
- Jeśli np. G jest funkcją lokalną F (czyli $G_p = F_p + 1$), funkcja F w pole SL dla G wpisze adres swojego rekordu aktywacji ($F_p - G_p + 1 = 0$)
- Jeśli F i G są na tym samym poziomie zagnieżdżenia, w polu SL dla G będzie to, co w SL dla F ($F_p - G_p + 1 = 1$)

Dostęp do danych nielokalnych

- Dane lokalne funkcji są w jej rekordzie aktywacji a dane globalne w ustalonym miejscu w pamięci — można do nich sięgać za pomocą adresów bezwzględnych.
- Dostęp do danych nielokalnych przez SL; W funkcji F o poziomie F_p sięgamy do zmiennej z funkcji G o poziomie G_p przechodząc $F_p - G_p$ kroków w górę po SL.
- Adres zmiennej jest wyznaczony przez poziom zagnieżdżenia i pozycję w rekordzie.
- Adresy rekordów z łańcucha statycznego można też wpisać do tablicy (tzw. display). Dzięki temu unikniemy chodzenia po łańcuchu statycznym, ale za to trzeba będzie stale aktualizować tablicę.

Przykład 2

- Przyjmijmy, że w rekordzie aktywacji SL będzie się znajdował pomiędzy parametrami a śladem powrotu.
- Zakładamy też, że protokół wywołania i powrotu z funkcji jest prawie taki sam, jak w poprzednim przykładzie.
- Jedyną różnicą będzie dodanie po stronie wołającego obliczenia SL przed wywołaniem i usunięcia go ze stosu po powrocie sterowania.

Przykład 2

W programie, którego fragment wygląda następująco:

```
procedure p;
var a : integer;
  procedure q;
  var b : integer;
    procedure r;
    var c : integer;
      procedure s; begin ... end {s};
    begin
      a:=b+c;
      s;
      q
    end {r};
  begin  ...  end {q};
begin ... end {p};
```

Przykład 2 — rekord aktywacji p

rekord aktywacji procedury p wyglądałby tak (w nawiasach podano przesunięcia poszczególnych pól względem pola DL wskazywanego przez rejestr BP):

```
( +2 )   SL
( +1 )   ślad
( +0 )   DL
( -1 )   a
```

Przykład 2 — rekordy aktywacji q,r

ramka q:

```
( +2 )   SL
( +1 )   ślad
(  0 )   DL
( −1 )   b
```

ramka r:

```
( +2 )   SL
( +1 )   ślad
(  0 )   DL
( −1 )   c
```

Tablica symboli przy tłumaczeniu procedury r:

nazwa	poziom	δ	offset
a	1	2	-1
b	2	1	-1
c	3	0	-1
p	1	2	
q	2	1	
r	3	0	
s	4	-1	

Przykład 2 — kod procedury r

```
PUSH BP                 # DL do rekordu aktywacji
BP = SP                 # nowy adres ramki do BP
SP -= 1                 #  miejsce na zmienną c
S = [BP+2]              # SL - ramka q
B = [S-1]               # wartość b
B += [BP-1]             # dodaj wartość c
S = [S+2]               # SL - ramka p
[S-1] = B               # zapisz do a
PUSH BP                 # SL dla s na stos
CALL s                  # skok ze śladem do s
SP += 1                 # usuwamy SL
S = [BP+2]              # adres ramki q
PUSH [S+2]              # adres ramki p - SL dla q
CALL q                  # skok ze śladem do q
LEAVE                   # powrót do poprzedniej ramki
RET                     # i do miejsca wywołania
```

Funkcje jako argumenty funkcji

- W językach bez zagnieżdżania funkcji, każda funkcja ma dostęp do zmiennych globalnych oraz własnych zmiennych lokalnych.
- W takiej sytuacji wystarczy przekazać adres kodu funkcji.
- W językach ze strukturą blokową, funkcja może mieć dostęp do danych nielokalnych, który realizowany jest przy pomocy SL.
- Jak ustawić SL przy wywołaniu funkcji otrzymanej jako parametr? Własny SL niekoniecznie jest tu dobrym rozwiązaniem...

Przykład

```
procedure t(procedure p);
begin
 p;
end {t}
function f : int;
 var a : int;
 procedure x; begin a := 17 end
begin {f}
   t(x); f := a
end {f}
```

- W momencie wywołania procedury *x* (przekazanej jako parametr *p*) wewnątrz *t*, SL dla *x* musi być ustawiony na *f*.
- Odpowiedni SL musi być zatem przekazany razem z adresem procedury.

Przykład - kod

Ramka t:

```
( +4 )   p - SL
( +3 )   p - adres
( +2 )   SL
( +1 )   ślad
(  0 )   DL
```

Kod t:

```
# proc t(proc p) begin p; end

PUSH BP
BP = SP
PUSH [BP+4]      # SL
CALL [BP+3]
LEAVE
RET
```

Przykład - kod

Ramka f:

```
( +3 )   wynik
( +2 )   SL
( +1 )   ślad
(  0 )   DL
( -1 )   a
```

Kod f:

```
# t(x); f := a

PUSH BP
BP = SP
SP -= 1     # a
PUSH BP     # x-SL
PUSH x      # x-adres
CALL T
SP += 2
A = [BP-1]
[BP+3] = A
```

Protokół wywołania i386

Istnieje wiele wariantów, tu zajmiemy sie protokołem uzywanym przez GCC+libc (aka “cdecl”).

- przy wywołaniu na stosie argumenty od końca, ślad powrotu
- wołający zdejmuje argumenty
- przy powrocie wynik typu int/wskaźnik w EAX
- rejestry EBP,ESI,EDI,EBX muszą być zachowane

Standardowy prolog:

```
pushl   %ebp
movl    %esp, %ebp
subl    $x, %esp    /* zmienne lokalne */
```

Standardowy epilog:

```
movl    %ebp, %esp /* pomijane jesli nop */
popl    %ebp
ret
```

Protokół wywołania x86-64

- Liczby całkowite przekazywane w EDI,ESI,EDX,ECX,R8D,R9D
- wskaźniki przekazywane w RDI,RSI,RDX,RCX,R8,R9
- jesli więcej argumentów, lub większe niż 128-bitowe, to na stosie
- przy powrocie wynik typu int w EAX; wskaźnik w RAX
- rejestry RBP, RBX i R12 do R15 muszą być zachowane
- $RSP \equiv 0 \mod 16$ (przed CALL, czyli 8 po CALL)

Standardowy prolog:

```
pushl   %rbp
movl    %rsp, %rbp
subl    $x, %rsp    /* zmienne lokalne */
```

Standardowy epilog:

```
movl    %rbp, %rsp /* pomijane jesli nop */
popl    %rbp
ret
```

Pomijanie wskaźnika ramki

- Aktualny rekord aktywacji zawsze znajduje się na wierzchołku stosu; można do jego adresowania użyć wskaźnika stosu.
- Zalety: oszczędzamy jeden rejestr i kilka instrukcji na każde wywołanie.
- Wady: wierzchołek stosu przesuwa się podczas obliczeń, powodując zmiany przesunięć pól rekordu aktywacji; podatne na błędy w generowaniu kodu.
- W GCC opcja `-fomit-frame-pointer`
- Wymaga dodatkowych zabiegów przy obsłudze wyjatków

Przykład

```
int sumto(int n)
{
  int i, sum;
  i = 0;
  sum = 0;
  while (i<n) {
    i = i+1;
    sum = sum+i;
 }
 return sum;
}
```

Z ramką stosu

```
sumto:  pushq   %rbp
        movq    %rsp, %rbp
        testl   %edi, %edi
        jle     .L4
        movl    $0, %eax
        movl    $0, %edx
.L3:
        addl    $1, %edx
        addl    %edx, %eax
        cmpl    %edi, %edx
        jne     .L3
        jmp     .L2
.L4:
        movl    $0, %eax
.L2:
        popq    %rbp
        ret
```

Bez ramki stosu

```
sumto:  testl   %edi, %edi
        jle     .L4
        movl    $0, %eax
        movl    $0, %edx
.L3:
        addl    $1, %edx
        addl    %edx, %eax
        cmpl    %edi, %edx
        jne     .L3
        rep ret         # tweak AMD
.L4:
        movl    $0, %eax
        ret
```

Realizacja konstrukcji języków obiektowych

- W obiektowych językach programowania każdy obiekt posiada pewną wiedzę, przechowywaną w zmiennych instancyjnych (zmiennych obiektowych), ma również określone umiejętności reprezentowane przez metody.
- To, jakie zmienne instancyjne i jakie metody posiada obiekt danej klasy, wynika z definicji tej klasy oraz z definicji klas, z których dziedziczy bezpośrednio lub pośrednio.
- Omówimy teraz realizację mechanizmów obiektowości dla języka programowania z pojedynczym dziedziczeniem.

Zmienne instancyjne

- Każdy obiekt posiada zmienne zdefiniowane w jego klasie, a także zmienne odziedziczone z nadklas.
- Reprezentacja obiektów jest analogiczna do rekordów — w obszarze pamięci zajętym przez obiekt znajdują się wartości jego zmiennych instancyjnych.
- Kolejność tych zmiennych ma być zgodna z hierarchią dziedziczenia — zmienne zdefiniowane w klasie obiektu muszą się znaleźć na końcu, przed nimi są zmienne z klasy dziedziczonej itd. w górę hierarchii dziedziczenia.

Zmienne instancyjne

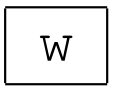
Np. w programie zawierającym definicje klas:

```
struct A {
  int w;
  void writeA() { print(w)}
};
struct B : A {
  int x,y;
  void writeB() { print(w,x,y) }
};
struct C : B {
  int z;
  void writeC() { print(w,x,y,z) }
};
```

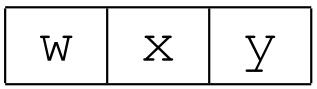
metody `write...` wypisują wartości wszystkich zmiennych obiektu danej klasy.

Zmienne instancyjne

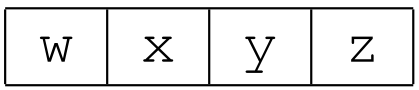
obiekty klasy A będą zawierały jedną zmienną:



obiekty klasy B trzy zmienne w kolejności:



obiekty klasy C cztery zmienne w kolejności:



taka kolejność umożliwia metodom danej klasy prawidłowe działanie zarówno dla obiektów tej klasy, jak i jej podklas.

W obiekcie dziedziczącym zmienną znajduje się ona w tym samym miejscu, co w obiektach klasy dziedziczonej.

W naszym przypadku, zarówno w obiektach klasy B jak i C, zmienne `x,y` są odpowiednio na 2 i 3 pozycji.

Metoda `writeB` wie pod jakim przesunięciem te zmienne się znajdują niezależnie od rzeczywistej klasy obiektu

Przesłanianie atrybutów

Ktoś mógłby zapytać *“a co jeśli podklasa redefiniuje atrybut?”*

W rzeczywistości nie jest to problem. Rozważmy definicje w C++

```
struct A {
  int a;
};
struct B : A {
  int b,a;
  int sum() {A::a = a; return a-b;}
};
```

W którym miejscu jest atrybut `a`?

Struktura obiektu klasy B jest nastepujaca:

A::a	B::b	B::a

Alternatywne rozwiązanie

Można dopuścić dowolną kolejność fragmentów odpowiadających poszczególnym klasom, np. | C | B | A |

Analizator typów przepisze metodę `B::writeB` mniej więcej tak:

```
void B::writeB(B *this){
  write(this->Aptr->w,this->Bptr->x,this->Bptr->y);
}
```

Jest to jak widać bardziej złożone i mniej efektywne, jednak daje większą elastyczność: teraz fragmenty `A, B, C` nie muszą nawet być obok siebie (ten fakt za chwilę nam sie przyda).
Znane muszą być tylko przesunięcia `Aptr, Bptr`

Metody wirtualne

Wywołanie metody w językach obiektowych różni się od wywołania funkcji/procedury w językach proceduralnych dwoma elementami:

- metoda otrzymuje jako dodatkowy ukryty parametr obiekt, dla którego ma sie wykonać.
- w niektórych językach występuje mechanizm metod wirtualnych: wybór metody zależy od rzeczywistej (raczej niz deklarowanej) klasy obiektu i jest dokonywany podczas wykonania programu, a nie podczas kompilacji.

Reakcja obiektu na komunikat zależy od jego klasy. Jeśli w tej klasie jest metoda o nazwie takiej, jak nazwa komunikatu, wywołujemy ją, jeśli nie, to szukamy w nadklasie itd.

Tablica metod wirtualnych

- Powszechnie stosowanym rozwiązaniem jest wyposażenie obiektu w tablicę metod wirtualnych, zawierającą adresy kodu odpowiednich metod.
- W językach z typami statycznymi, dopuszczalne komunikaty są znane podczas kompilacji. Można je ponumerować i reprezentować tablicę metod wirtualnych za pomocą zwykłej tablicy V, gdzie $V[k]$ zawiera adres metody, którą należy wykonać w odpowiedzi na komunikat numer k.
- Wysłanie komunikatu k wymaga skoku ze śladem pod adres $V[k]$.
- Wszystkie obiekty danej klasy mogą mieć wspólną tablicę metod wirtualnych. W samym obiekcie umieszczamy jedynie adres tej tablicy.

Budowa tablic metod wirtualnych

- Budowa tablic metod wirtualnych oraz numerowanie komunikatów odbywa się podczas kompilacji, na etapie analizy kontekstowej.
- Tablice metod wirtualnych dla poszczególnych klas budujemy w kolejności przejścia drzewa dziedziczenia ź góry na dół".
- Tablica metod wirtualnych dla podklasy powstaje z tablicy dla nadklasy przez dodanie adresów metod zdefiniowanych w tej klasie.
- Jeśli metoda była już zdefiniowana "wyżej"w hierarchii, czyli jest redefiniowana, jej adres wpisujemy na pozycję metody redefiniowanej.
- Jeśli metoda pojawia się na ścieżce dziedziczenia pierwszy raz, jej adres wpisujemy na pierwsze wolne miejsce w tablicy metod wirtualnych.

Wielodziedziczenie

Rozważmy klasy

```
struct A {int a;}
struct B:A {int b;}
struct C:A {int c;}
struct D:B,C {}
```

Jak wygląda obiekt klasy *D*?

Wielodziedziczenie

Rozważmy klasy

```
struct A {int a;}
struct B:A {int b;}
struct C:A {int c;}
struct D:B,C {}
```

Jak wygląda obiekt klasy *D*?

B::A::a	B::b	C::A::a	C::c

Obiektu klasy *D* mozemy bez problemu używać jako obiektu klasy *B* Konwersja $(D*) \mapsto (B*)$ jest identycznością

Wielodziedziczenie

Rozważmy klasy

```
struct A {int a;}
struct B:A {int b;}
struct C:A {int c;}
struct D:B,C {}
```

Jak wygląda obiekt klasy *D*?

B::A::a	B::b	C::A::a	C::c

Obiektu klasy *D* mozemy bez problemu używać jako obiektu klasy *B* Konwersja $(D*) \mapsto (B*)$ jest identycznością

Konwersja $(D*) \mapsto (C*)$ wymaga przesunięcia wskaźnika o rozmiar *B*

Wirtualne nadklasy

```
struct A {int a;}
struct B: virtual A {int b;}
struct C: virtual A {int c;}
struct D:B,C {}
```

Jak wygląda obiekt klasy *D*?

Wirtualne nadklasy

```
struct A {int a;}
struct B: virtual A {int b;}
struct C: virtual A {int c;}
struct D:B,C {}
```

Jak wygląda obiekt klasy *D*?

A::a	B::b	C::c

Obiektu klasy *D* mozemy bez problemu używać jako obiektu klasy *B* Konwersja $(D*) \mapsto (B*)$ jest identycznością

Wirtualne nadklasy

```
struct A {int a;}
struct B: virtual A {int b;}
struct C: virtual A {int c;}
struct D:B,C {}
```

Jak wygląda obiekt klasy *D*?

A::a	B::b	C::c

Obiektu klasy *D* mozemy bez problemu używać jako obiektu klasy *B* Konwersja $(D*) \mapsto (B*)$ jest identycznością

Żadna arytmetyka na wskaźnikach nie zapewni $(D*) \mapsto (C*)$.
Trzeba użyć mechanizmu analogicznego do metod wirtualnych.
Patrz "*Alternatywne rozwiązanie*" kilka slajdów wcześniej.