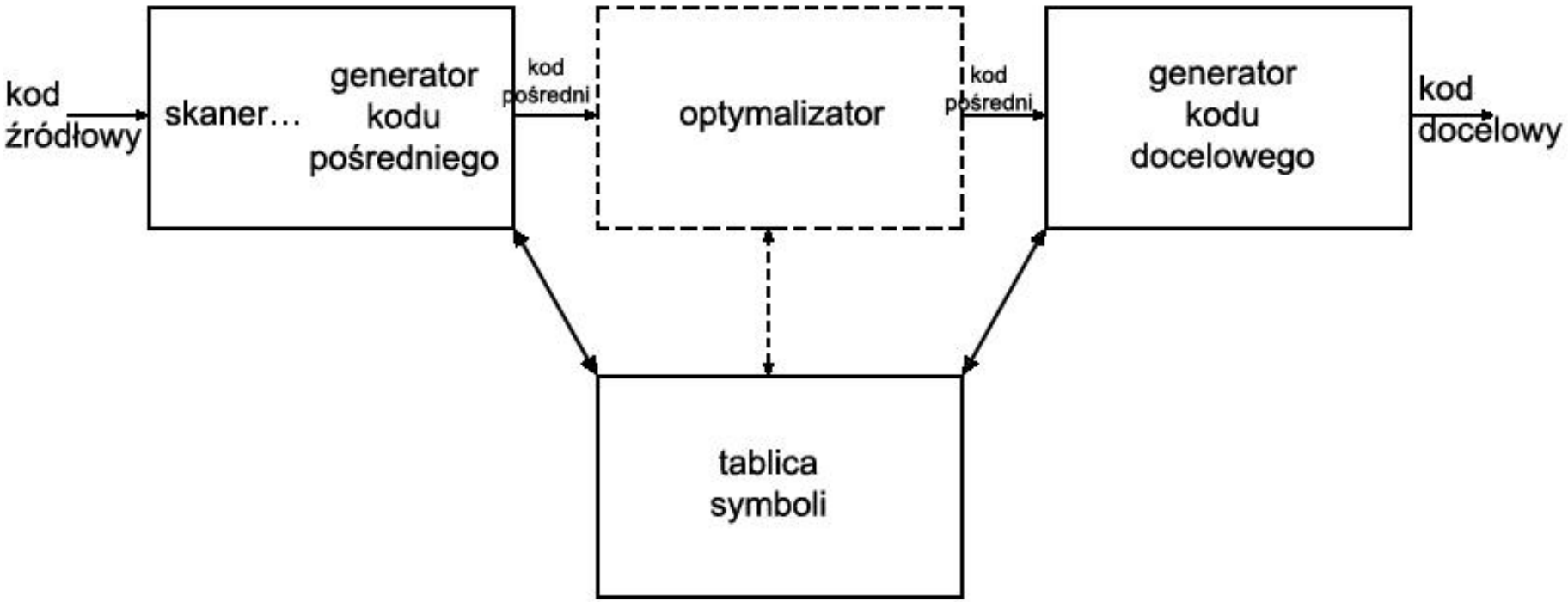
AKADEMIA GÓRNICZO-HUTNICZA
IM. STANISŁAWA STASZICA W KRAKOWIE

Generacja kodu ostatecznego

Dr inż. Janusz Majewski
Teoria kompilacji

Generacja kodu ostatecznego



Generator kodu docelowego

We : - kod pośredni *niezależny sprzętowo*

Wy : - kod assemblera
- kod relokowalny
- kod absolutny

} *zależny sprzętowo*

Rozkazy maszynowe

- Przyjmujemy następujący format rozkazu maszynowego:

operacja docelowy, źródłowy

Przykład:

```
add   R0, R1    /* dodaj zawartość rejestru R1 do
                   rejestru R0, wynik pozostaw w R0 */
```

- Rozkazy maszynowe są na ogół instrukcjami dwuadresowymi

a := a + 5

```
add     a, 5
```

Rozkazy maszynowe

- Na ogół co najwyżej jeden argument rozkazu może być argumentem ulokowanym w pamięci

a := a + b

```
mov  R0, b      /* załaduj b do rejestru R0 */
add  a, R0      /* dodaj zawartość R0 do a */
```

a := b + c

```
mov  R0, b      /* załaduj b do rejestru R0 */
add  R0, c      /* dodaj c do zawartości R0 */
mov  a, R0      /* zapamiętaj zawartość R0 w a */
```

Generacja optymalnego kodu

- Problem generacji optymalnego kodu zależnego sprzętowo jest matematycznie nierozwiązywalny bądź też praktycznie niemożliwy do rozwiązania. Dlatego też w praktyce zadowalamy się technikami heurystycznymi dającymi dobry kod, ale nie zawsze optymalny.

Problemy:

– wybór rozkazów, minimalizacja kosztów (czasowych)

Gdybyśmy tłumaczyli każdą instrukcję trójadresową o postaci: **x := y + z**, gdzie *x*, *y* i *z* mają statycznie przydzieloną pamięć, na następujący kod:

```
mov R0, y        /* ładuj y do rejestru R0 */
add  R0, z       /* dodaj z do R0 */
mov x, R0        /* zapamiętaj R0 w x */
```

Problemy:

… to następujące instrukcje:

a := b + c

d := a + e

zostałyby przetłumaczone na:

```
mov R0, b       /* ładuj b do rejestru R0 */
add  R0, c      /* dodaj c do R0 */
mov a, R0       /* zapamiętaj R0 w a */
 …
```

Problemy:

… to następujące instrukcje:

a := b + c

d := a + e

zostałyby przetłumaczone na:

```
mov R0, b       /* ładuj b do rejestru R0 */
add  R0, c      /* dodaj c do R0 */
mov a, R0       /* zapamiętaj R0 w a */
mov R0, a       /* ładuj a do rejestru R0 */
add  R0, e      /* dodaj e do R0 */
mov d, R0       /* zapamiętaj R0 w d */
```

Problemy:

… to następujące instrukcje:

a := b + c

d := a + e

zostałyby przetłumaczone na:

```
mov R0, b       /* ładuj b do rejestru R0 */
add  R0, c      /* dodaj c do R0 */
mov a, R0       /* zapamiętaj R0 w a */
mov R0, a       /* ładuj a do rejestru R0 */
add  R0, e      /* dodaj e do R0 */
mov d, R0       /* zapamiętaj R0 w d */
```

niepotrzebne

Problemy:

… to następujące instrukcje:

a := b + c
d := a + e

zostałyby przetłumaczone na:

```
mov R0, b        /* ładuj b do rejestru R0 */
add  R0, c       /* dodaj c do R0 */
mov a, R0        /* zapamiętaj R0 w a */   niepotrzebne, jeśli a nie jest używane nigdzie dalej
mov R0, a        /* ładuj a do rejestru R0 */   niepotrzebne
add  R0, e       /* dodaj e do R0 */
mov d, R0        /* zapamiętaj R0 w d */
```

Problemy:

… widać więc, że jeśli nie interesujemy się efektywnością kodu wynikowego, to wybór rozkazów jest bardzo prosty. Jednakże naiwne tłumaczenie może prowadzić do poprawnego, acz niedopuszczalnie nieefektywnego kodu wynikowego.

Problemy:

– wybór rozkazów, minimalizacja kosztów (czasowych)

Maszyna docelowa z bogatym zbiorem rozkazów może dostarczać wielu metod implementacji danej operacji. Ponieważ różnice kosztu między implementacjami mogą być znaczące, więc naiwne tłumaczenie może prowadzić do nieefektywnego kodu wynikowego.

Przykład: **a := a + 1**

```
mov  R0, a
add  R0, 1
mov  a, R0
```

≡

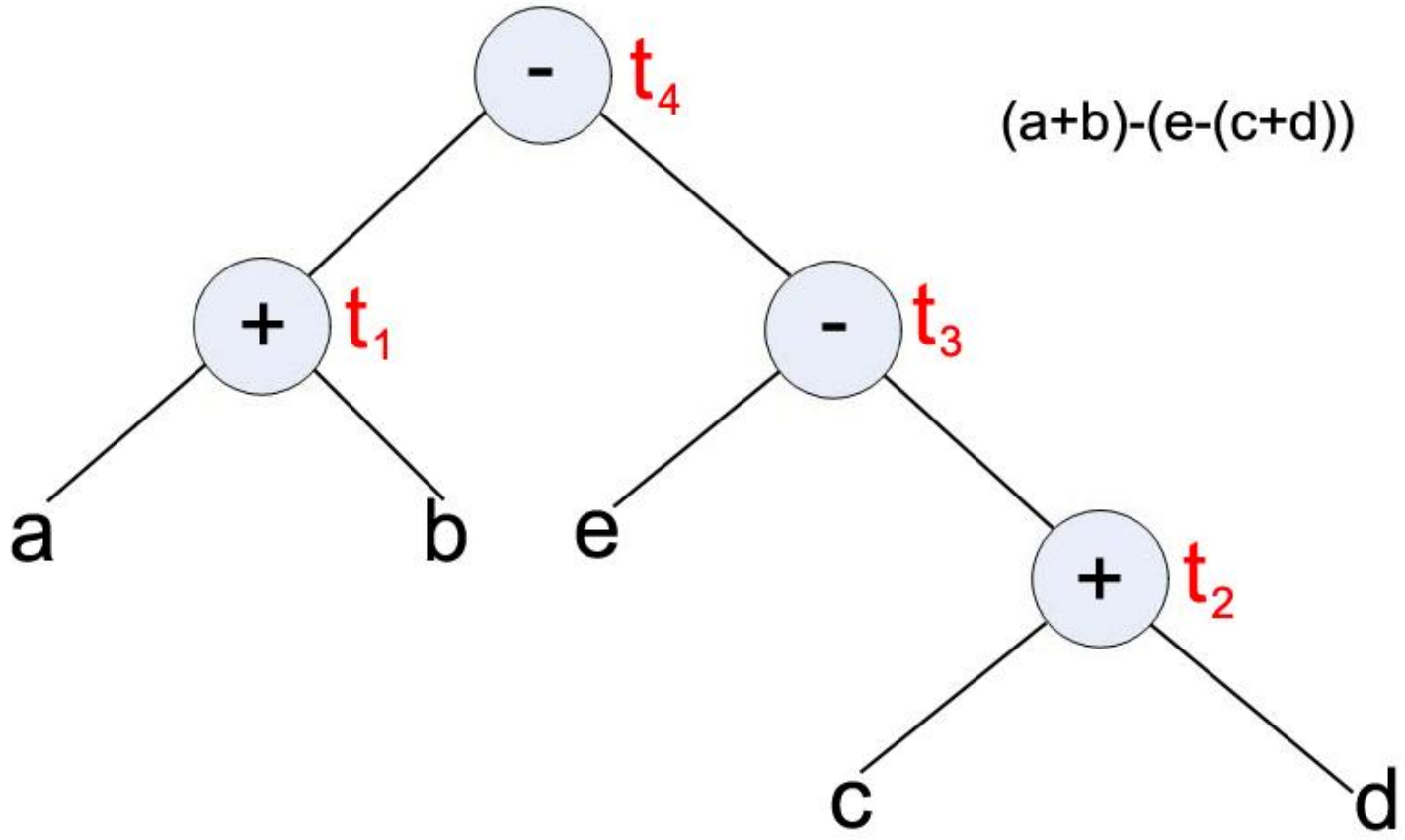
```
add  a, 1
```

≡

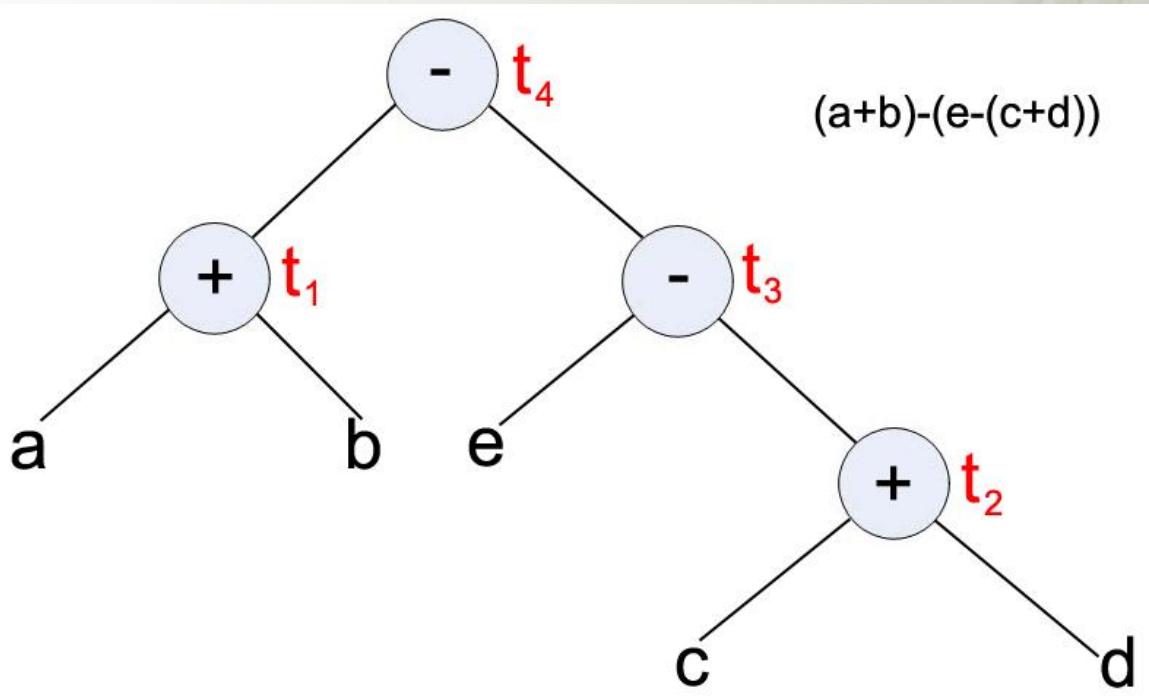
```
inc  a
```

Problemy:

– wybór kolejności obliczeń



Wybór kolejności obliczeń



Kolejność naturalna:

$t_1 := a + b$
$t_2 := c + d$
$t_3 := e – t_2$
$t_4 := t_1 – t_3$

Kolejność zmieniona:

$t_2 := c + d$
$t_3 := e – t_2$
$t_1 := a + b$
$t_4 := t_1 – t_3$

Wybór kolejności obliczeń

Kolejność naturalna:

$t_1 := a + b$
$t_2 := c + d$
$t_3 := e - t_2$
$t_4 := t_1 - t_3$

Kolejność zmieniona:

$t_2 := c + d$
$t_3 := e - t_2$
$t_1 := a + b$
$t_4 := t_1 - t_3$

Założenie: dostępne są tylko dwa rejestry: R0 i R1

```
MOV   R0 , a
ADD   R0 , b     /* w R0 jest t1 */
MOV   R1, c
ADD   R1 , d     /* w R1 jest t2 */
MOV   t1, R0     /* odłożenie t1 do pamięci */
MOV   R0 , e
SUB   R0 , R1    /* w R0 jest t3 */
MOV   R1 , t1    /* zabranie t1 z pamięci */
SUB   R1 , R0    /* w R1 jest t4 */
MOV   t4 , R1
```

```
MOV   R0 , c
ADD   R0 , d     /* w R0 jest t2 */
MOV   R1 , e
SUB   R1 , R0    /* w R1 jest t3 */
MOV   R0 , a
ADD   R0 , b     /* w R0 jest t1 */
SUB   R0 , R1    /* w R0 jest t4 */
MOV   t4 , R0
```

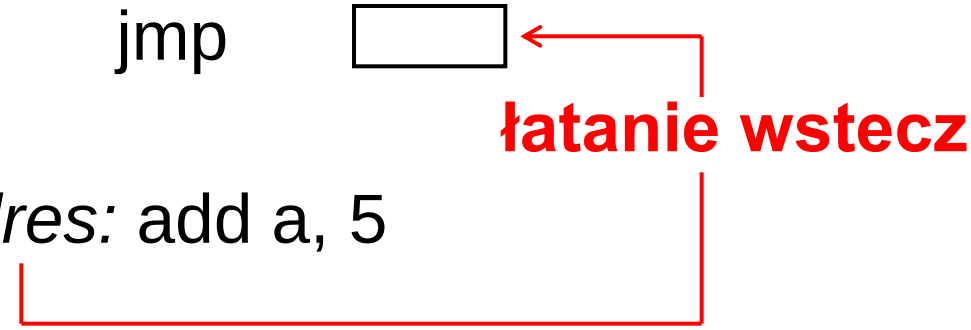
zaoszczędzenie dwóch rozkazów

Problemy

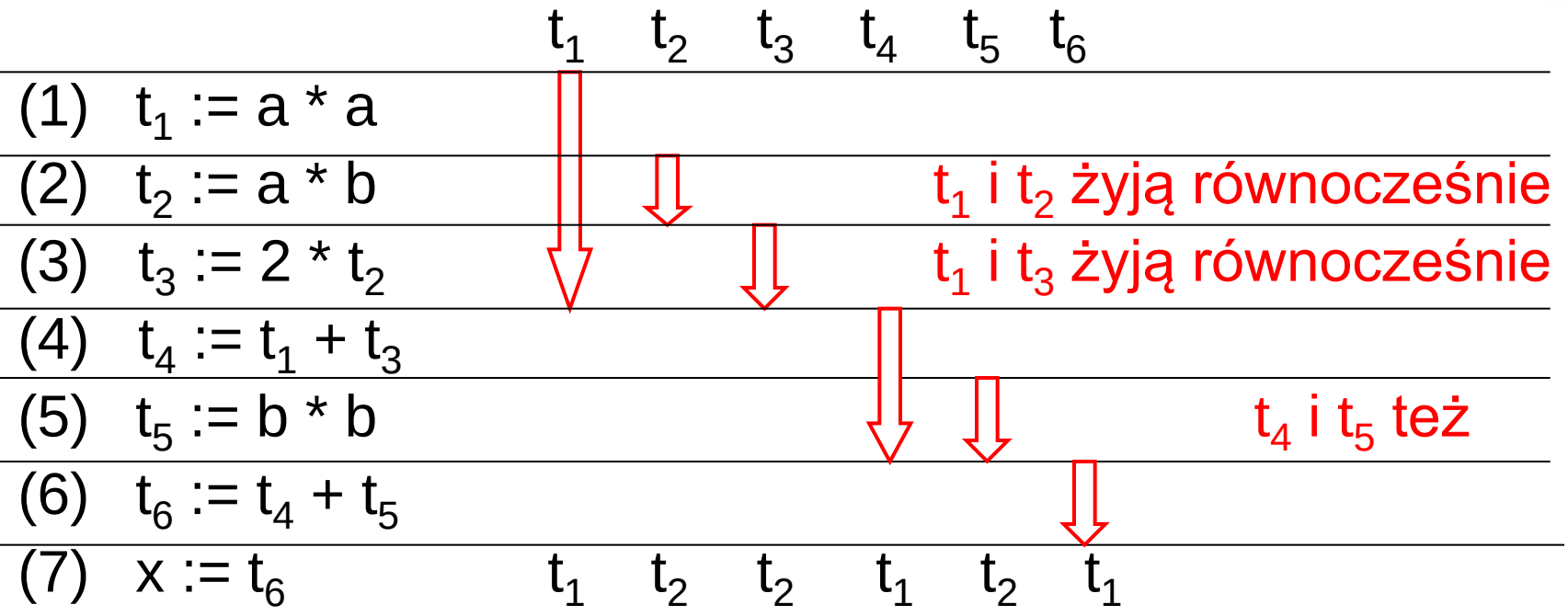
– „łatanie wstecz” dla skoków

Kod pośredni:	Kod docelowy:
100: a := a+5	*adres:* add a, 5
…	…
120: goto 100	jmp adres

Kod pośredni:	Kod docelowy:
100: goto 120	jmp
…	…
120: a := a+5	*adres:* add a, 5



”Życie” zmiennych tymczasowych



Na podstawie informacji o ”życiu” można dokonać lokalizacji zmiennych tymczasowych według generalnej zasady, że dwie zmienne mogą zajmować tę samą lokalizacją, gdy nie są równocześnie ”żywe”

Redukcja zmiennych tymczasowych

Przed:

(1) $t_1 := a * a$

(2) $t_2 := a * b$

(3) $t_3 := 2 * t_2$

(4) $t_4 := t_1 + t_3$

(5) $t_5 := b * b$

(6) $t_6 := t_4 + t_5$

(7) $x := t_6$

Po:

(1) $t_1 := a * a$

(2) $t_2 := a * b$

(3) $t_2 := 2 * t_2$

(4) $t_1 := t_1 + t_2$

(5) $t_2 := b * b$

(6) $t_1 := t_1 + t_2$

(7) $x := t_1$