Análise de Fluxo de Dados

Sandro Rigo
sandro@ic.unicamp.br

Introdução

- Otimização
  - Transformações para ganho de eficiência
  - Não podem alterar a saída do programa
- Exemplos:
  - Dead Code Elimination: Apaga uma computação cujo resultado nunca será usado
  - Register Allocation: Reaproveitamento de registradores
  - Common-subexpression Elimination: Se uma expressão é computada mais de uma vez, elimine uma das computações
  - Constant Folding: Se os operandos são constantes, calcule a expressão em tempo de compilação

Introdução

- Essas transformações são feitas com base em informações coletas do programa
- Esse é o trabalho da análise de fluxo de dados
- Intraprocedural global optimization
  - Interna a um procedimento ou função
  - Engloba todos os blocos básicos

Introdução

- Idéia básica
  - Atravesse o grafo de fluxo do programa coletando informações sobre a execução
  - Conservativamente!
  - Modifique o programa para torná-lo mais eficiente em algum aspecto:
    - Desempenho
    - Tamanho
- Análises são descritas através de equações de fluxo de dados:
  - out[S] = gen[S] U (in[S] – kill[S])

Introdução

- As equações podem mudar de acordo com a análise:
  - As noções de gen e kill dependem da informação desejada
  - Pode seguir o fluxo de controle ou não
    - Forward
    - Backward
  - Chamadas de procedimentos, atribuição a ponteiros e a arrays
    - não vamos considerá-las no primeiro momento

Introdução

- Veremos análises baseadas no CFG de quádruplas:
  - a ← b op c é representada como (a, b, c, op)
- Liveness Analysis
- Reaching Definitions
- Available Expressions

Pontos e Caminhos

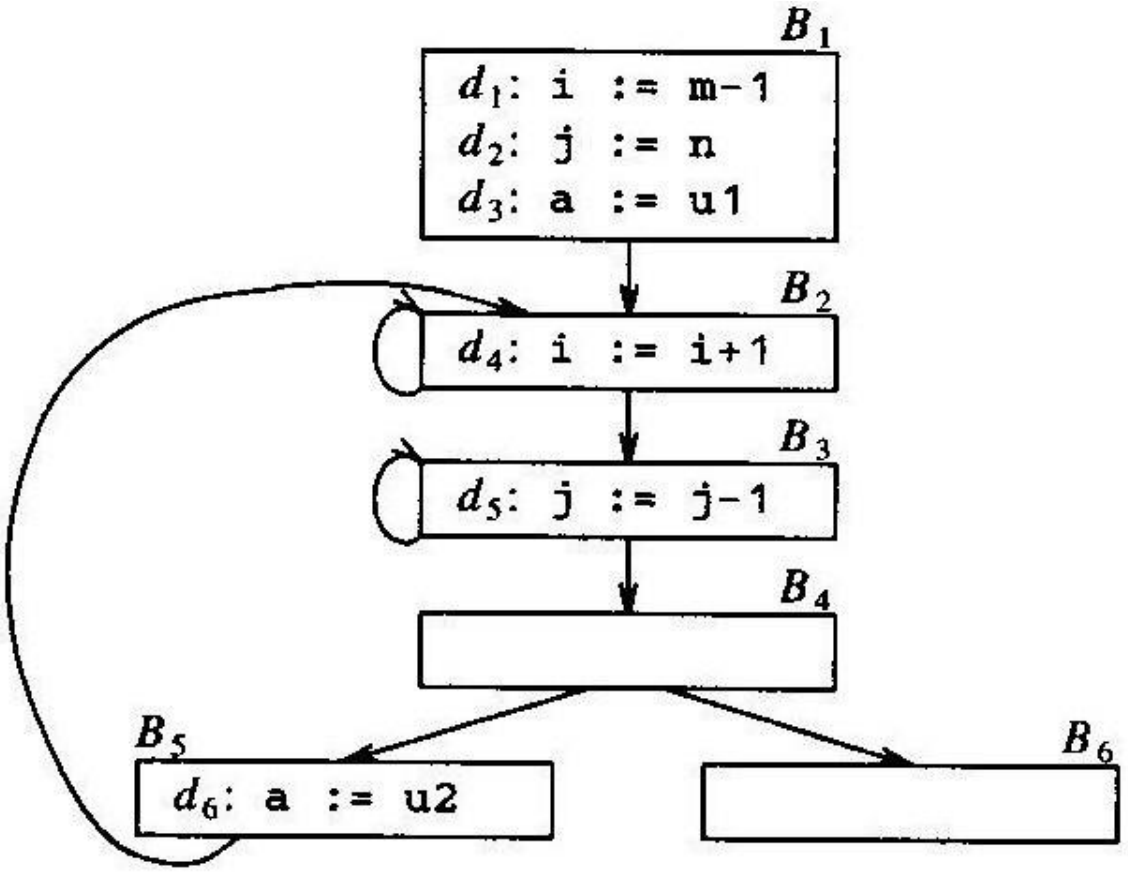


Fig. 10.19. A flow graph.

Reaching Definitions

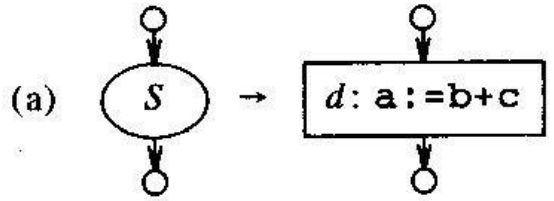
- Definição não ambígua de t:
  - d: t := a op b
  - d: t := M[a]
- d alcança um uso na sentença u se:
  - Se existe um caminho no CFG de d para u
  - Esse caminho não contém outra definição não ambígua de t
- Definição ambígua
  - Uma sentença que pode ou não atribuir um valor a t
    - CALL
    - Atribuição a ponteiros

Reaching Definitions

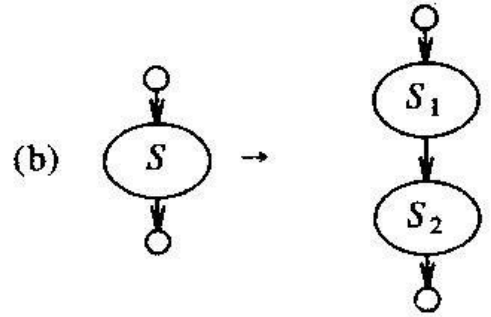
- Criamos IDs para as definições
  - d1: t ← x op y
    - Gera d1
    - Mata todas as outras definições de t, pois não alcançam o final dessa instrução
- defs(t) ou D_t: conjunto de todas as definições de t

Reaching Definitions

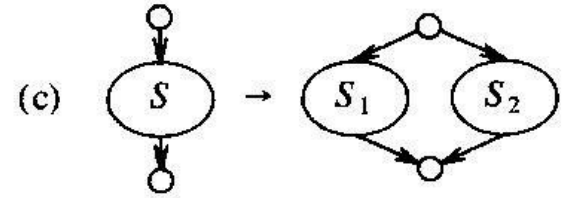
- Principal uso:
  - Dada uma variável x em um certo ponto do programa
    - Inferimos que o valor de x é limitado a um determinado grupo de possibilidades



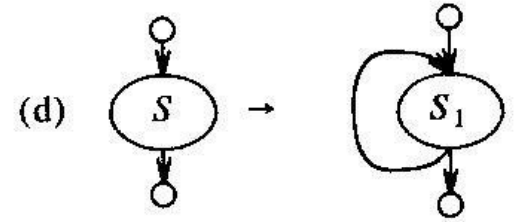
$$gen[S] = \{d\}$$
$$kill[S] = D_a - \{d\}$$
$$out[S] = gen[S] \cup (in[S] - kill[S])$$



$$gen[S] = gen[S_2] \cup (gen[S_1] - kill[S_2])$$
$$kill[S] = kill[S_2] \cup (kill[S_1] - gen[S_2])$$
$$in[S_1] = in[S]$$
$$in[S_2] = out[S_1]$$
$$out[S] = out[S_2]$$



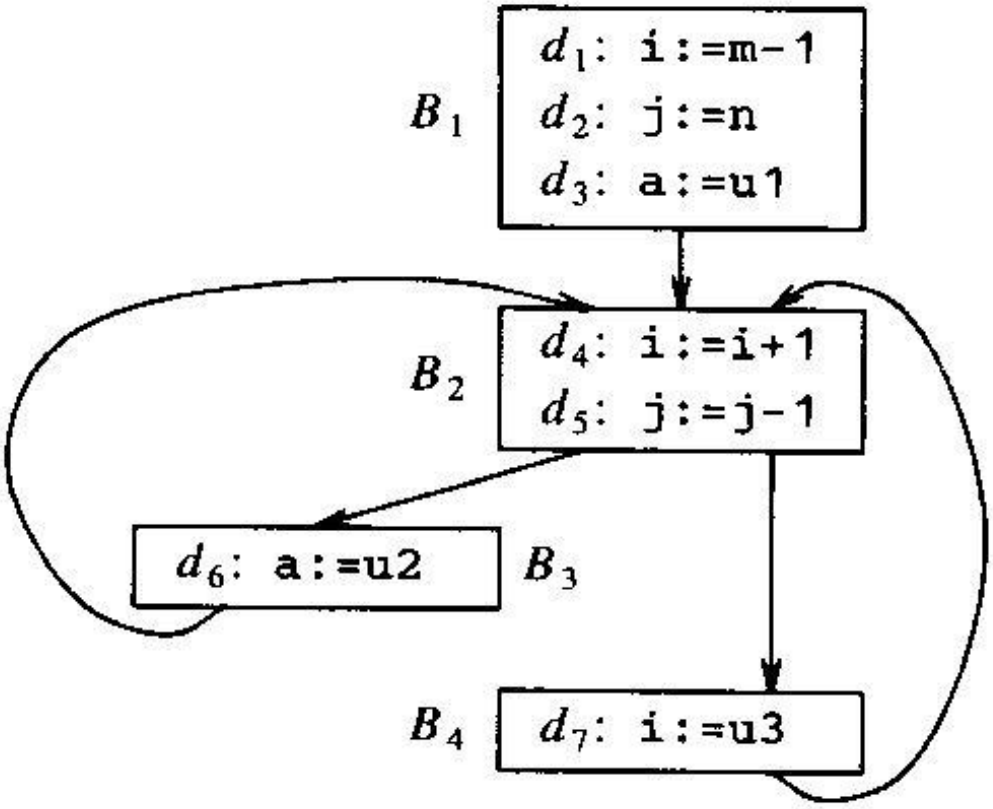
$$gen[S] = gen[S_1] \cup gen[S_2]$$
$$kill[S] = kill[S_1] \cap kill[S_2]$$
$$in[S_1] = in[S]$$
$$in[S_2] = in[S]$$
$$out[S] = out[S_1] \cup out[S_2]$$



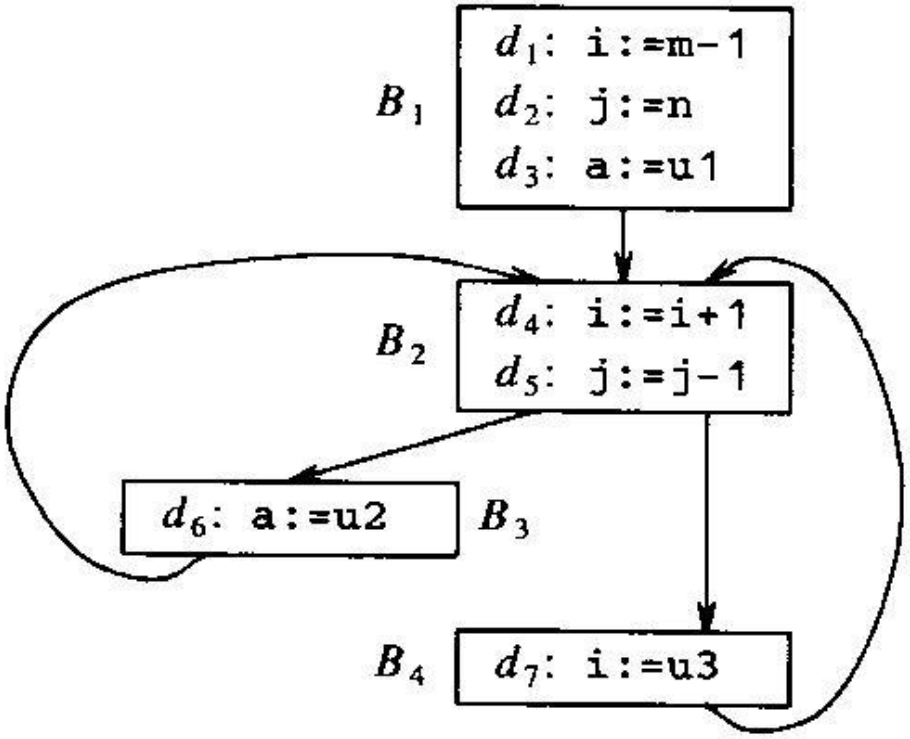
$$gen[S] = gen[S_1]$$
$$kill[S] = kill[S_1]$$
$$in[S_1] = in[S] \cup gen[S_1]$$
$$out[S] = out[S_1]$$

Fig. 10.21. Data-flow equations for reaching definitions.

Exemplo



Exemplo - Resposta



$$gen[B_1] = \{d_1, d_2, d_3\}$$
$$kill[B_1] = \{d_4, d_5, d_6, d_7\}$$

$$gen[B_2] = \{d_4, d_5\}$$
$$kill[B_2] = \{d_1, d_2, d_7\}$$

$$gen[B_3] = \{d_6\}$$
$$kill[B_3] = \{d_3\}$$

$$gen[B_4] = \{d_7\}$$
$$kill[B_4] = \{d_1, d_4\}$$

Fig. 10.27. Flow graph for illustrating reaching definitions.

Equações de DFA

- Vendo B como uma sequência de uma ou mais sentenças
  - Como vimos, podemos definir
    - In[B], out[B], gen[B], kill[B]
  - Computamos gen e kill para cada B como visto anteriormente
- Temos:

$$in[B] = \bigcup_{P \in Pred(B)} out[P]$$

$$out[B] = gen[B] \bigcup (in[B] - kill[B])$$

Solução Iterativa

```
    /* initialize out on the assumption in[B] = ∅ for all B */
(1) for each block B do out[B] := gen[B];
(2) change := true;          /* to get the while-loop going */
(3) while change do begin
(4)     change := false;
(5)     for each block B do begin
(6)         in[B] := ⋃ out[P];
                     P a predecessor of B
(7)         oldout := out[B];
(8)         out[B] := gen[B] ∪ (in[B] − kill[B]);
(9)         if out[B] ≠ oldout then change := true
        end
    end
```

Fig. 10.26. Algorithm to compute *in* and *out*.

Observações

- O algoritmo propaga as definições
  - Até onde elas podem chegar sem serem mortas
  - “Simula” todos os caminhos de execução
- O algoritmo sempre pára:
  - out[B] nunca diminui de tamanho
  - o número de definições é finito
  - se out não muda, in não muda nó próximo passo
  - Limitante superior para no. de iterações
    - Número de nós no CFG
    - Pode ser melhorado de acordo com a ordem de avaliação dos nós

Exemplo

- Reaching Definitions para fig 10.27

Use-def Chains

- Armazenam a informação de reaching definitions
- São listas para cada uso de uma variável contendo as definições que alcançam esse uso
  - Considere variável *a* no bloco B
    - Se B não contém definições de a, ud-chain é o conjto. de definições de a em in[B]
    - Se B contém definições de a, então a ud-chain é a última dessas definições, antes do uso.

Available Expressions

- Expressão disponível:
  - x+y está disponível em p se:
    - todo caminho do nó inicial até p calcula x+y
    - após a última computação de x+y, nem x nem y sofrem atribuições
- Kill:
  - Um bloco B mata, ou pode matar, x+y se ele atribui a x e/ou y, e não recomputa x+y
- Gen:
  - Um bloco B gera x+y se ele certamente computa x+y, e não redefine x ou y.

Gen e Kill ???

STATEMENTS	AVAILABLE EXPRESSIONS
	..... none
a := b+c	
	..... only b+c
b := a-d	
	..... only a-d
c := b+c	
	..... only a-d
d := a-d	
	..... none

Fig. 10.30. Computation of available expressions.

Equações de DFA

- Computamos gen e kill para cada B como visto anteriormente
- Temos:

$$in[B] = \bigcap_{P \in \mathrm{Pred}(B)} out[P] \quad \textit{para B não inicial}$$

$$in[B1] = \varnothing$$

$$out[B] = gen[B] \bigcup (in[B] - kill[B])$$

Diferenças para Reaching Defs

- O *in* do nó inicial é sempre vazio
  - Nada está disponível antes do início do programa
- O operador de confluência é intersecção
  - Tem que vir por todos os caminhos
- Estimativa inicial é muito grande
  - Intersecção vai diminuindo os conjuntos a chegar ao maior ponto fixo

Algoritmo

Algorithm 10.3. Available expressions.

Input. A flow graph G with $e\_kill[B]$ and $e\_gen[B]$ computed for each block B. The initial block is B_1.

Output. The set $in[B]$ for each block B.

Method. Execute the algorithm of Fig. 10.32. The explanation of the steps is similar to that for Fig. 10.26. □

```
in[B1] := ∅;
out[B1] := e_gen[B1];  /* in and out never change for the initial node, B1 */
for B ≠ B1 do out[B] := U − e_kill[B];  /* initial estimate is too large */
change := true;
while change do begin
        change := false;
        for B ≠ B1 do begin
                in[B] := ⋂ out[P];
                         P a predecessor of B
                oldout := out[B];
                out[B] := e_gen[B] ∪ (in[B] − e_kill[B]);
                if out[B] ≠ oldout then change := true
        end
end
```

Fig. 10.32. Available expressions computation.

Exemplo

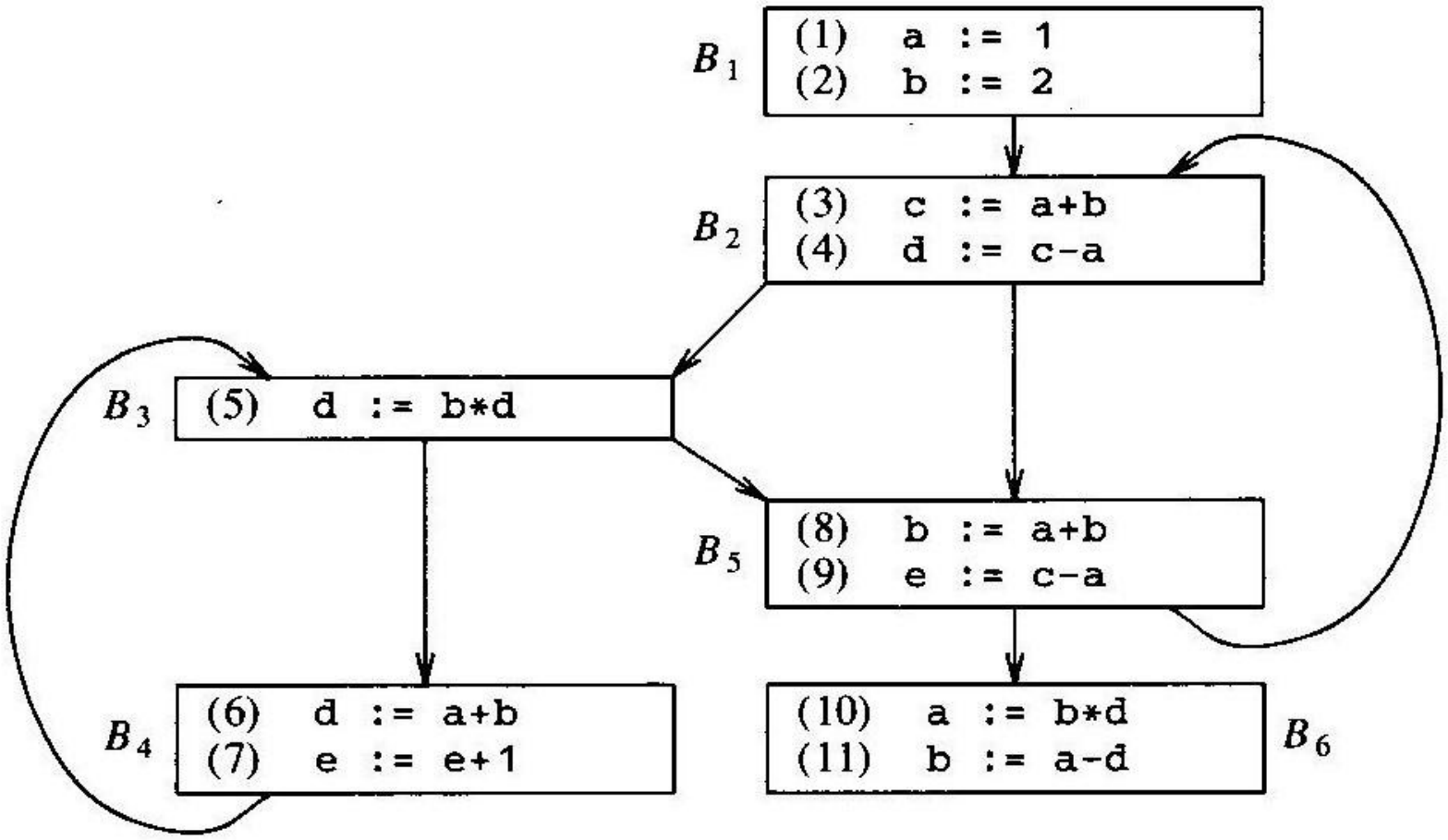


Fig. 10.74. Flow graph.

Liveness Analysis

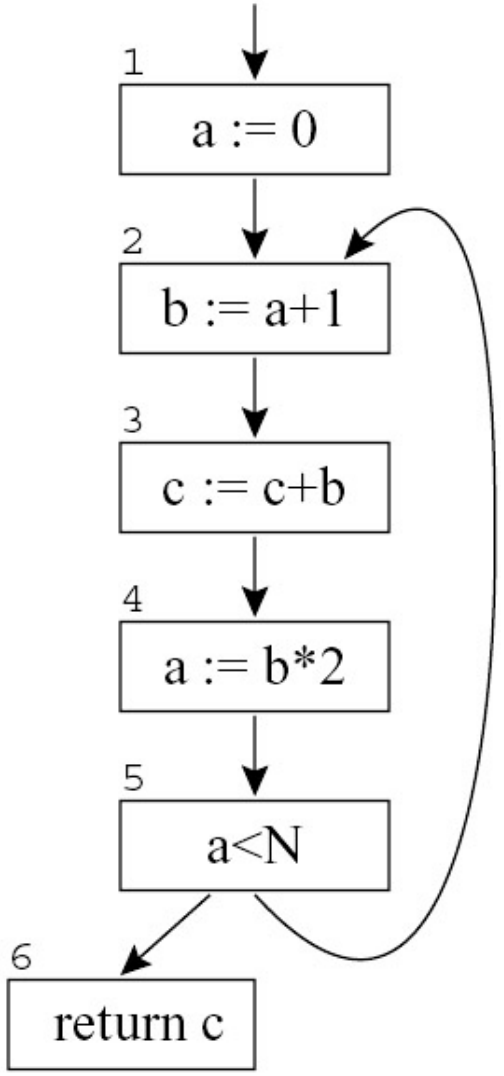
- Linguagem intermediária
  - Gerada pelo front-end considerando número infinito de registradores para temporários
- Máquinas reais têm finitos registradores
  - Para máquinas RISC 32 é um número típico
- Dois valores temporários podem ocupar o mesmo registrador se não estão “em uso” ao mesmo tempo
  - Muitos temporários podem caber em poucos registradores
  - Os que não couberem vão para a memória (spill)

Introdução

- O compilador analisa a IR para saber quais valores estão em uso ao mesmo tempo
- Chamamos de *viva* uma variável que pode vir a ser usada no futuro
- Esta tarefa então, é conhecida como *liveness analysis (análise de longevidade)*

Control Flow Graph (CFG)

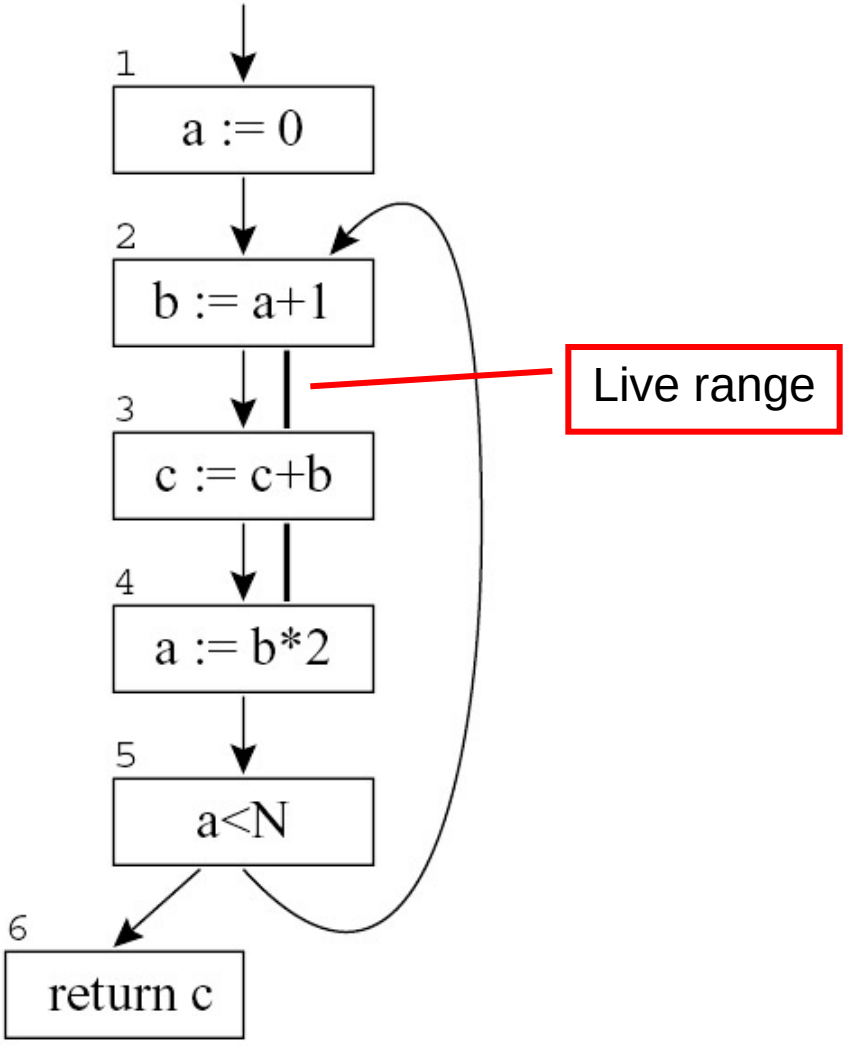
$$
\begin{aligned}
& a \leftarrow 0 \\
L_1 : \; & b \leftarrow a + 1 \\
& c \leftarrow c + b \\
& a \leftarrow b * 2 \\
& \text{if } a < N \text{ goto } L_1 \\
& \text{return } c
\end{aligned}
$$



Análise de Longevidade

- *b* é usada em 4
  - Precisa estar viva na aresta 3 → 4
- *b* não é definida (atribuída) no nó 3
  - Logo, deve estar viva na aresta 2 → 3
- *b* é definida em 2
  - Logo, *b* está morta na aresta 1 → 2
  - Seu valor nesse ponto não será mais útil a ninguém
- Live range de b:
  - {2 → 3 , 3 → 4}

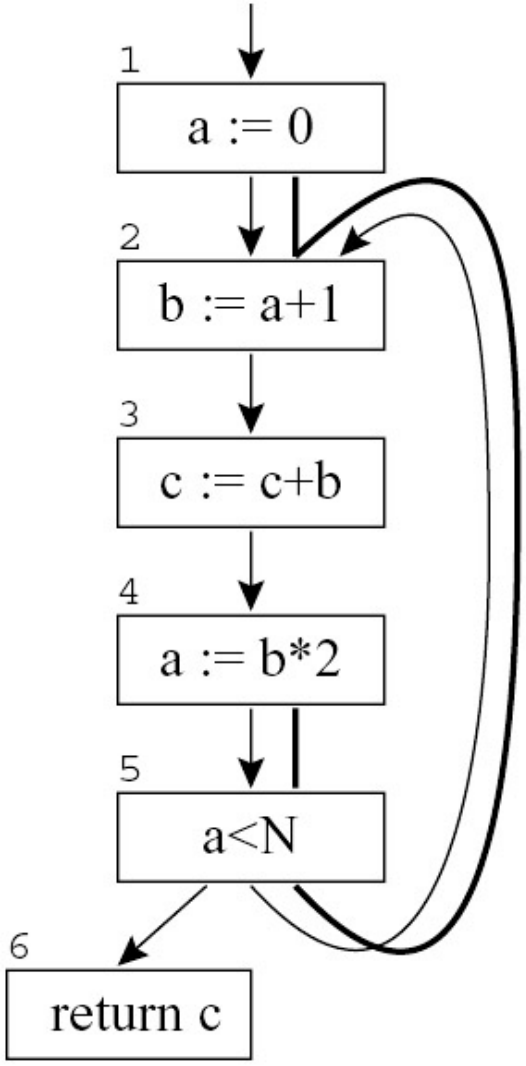
Análise de Longevidade



Como seria para a e c?

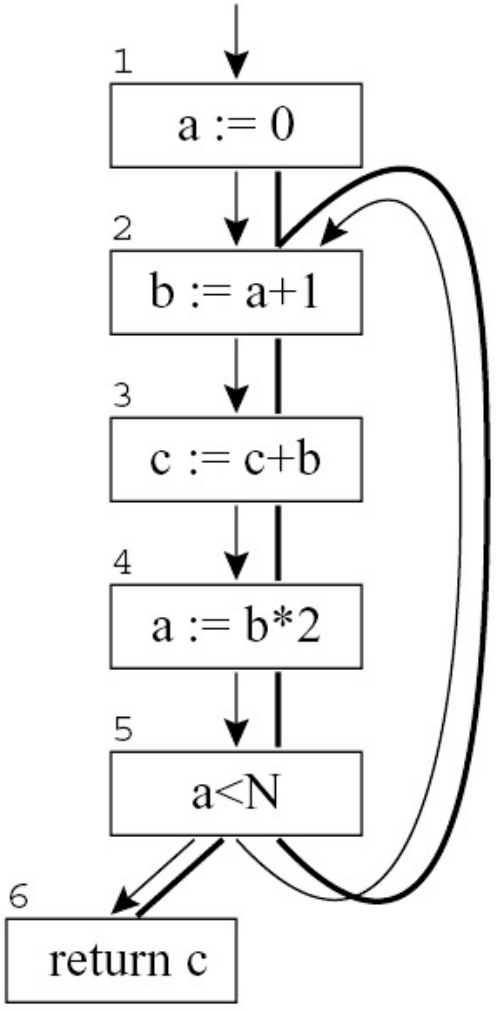
Análise de Longevidade

A: {1 → 2 , 4 → 5, 4 → 5, 5 → 2}



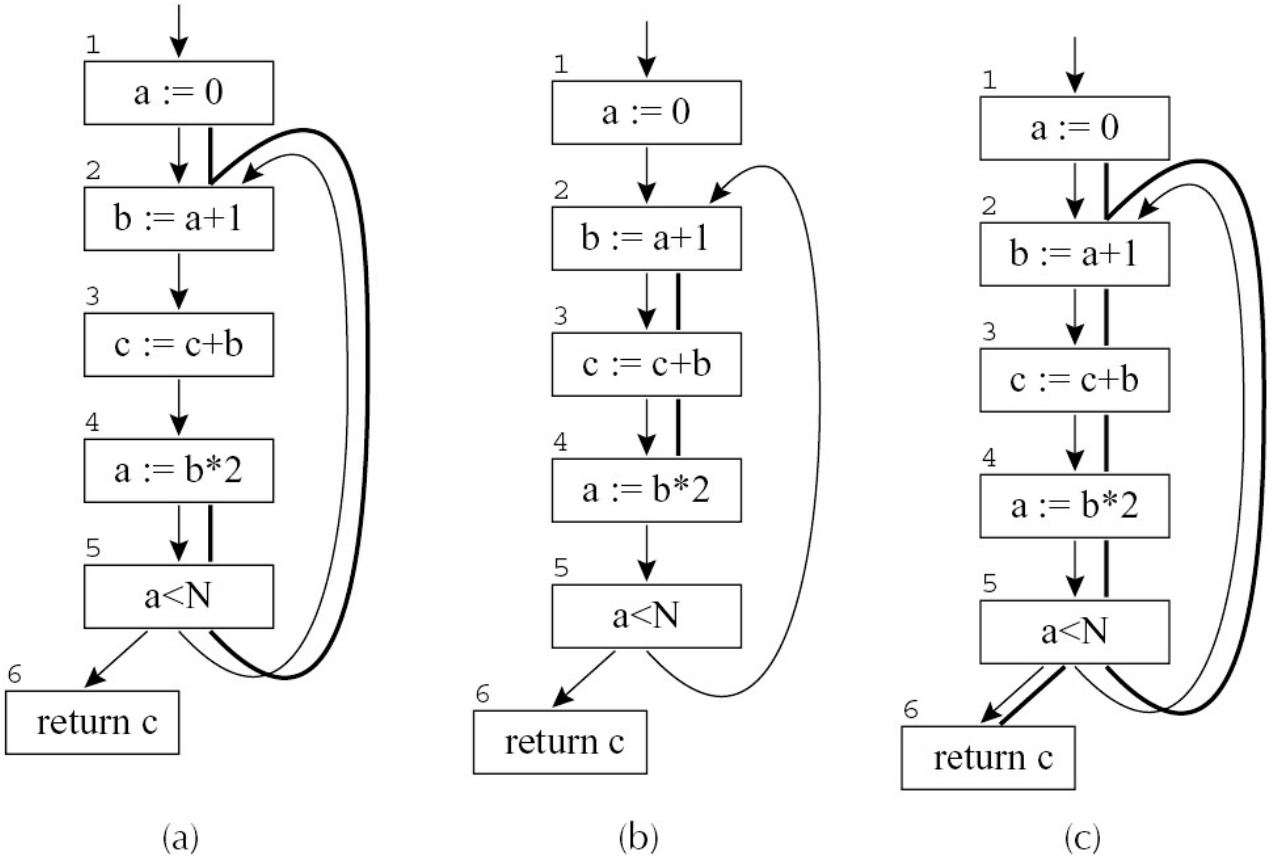
Análise de Longevidade

Alguma coisa especial sobre c?



Análise de Longevidade

- De quantos registradores preciso?



Análise de Longevidade

- É um exemplo de análise de fluxo de dados
  - Dataflow Analysis
- Terminologia:
  - Succ[n]: conjunto de nós sucessores a n
  - Pred[n]: conjunto de predecessores de n
  - Out-edges: saem para os sucessores
  - In-edges: chegam dos predecessores
  - Uma atribuição a uma variável define a mesma
  - Uma ocorrência do lado direito de uma expressão é um uso da variável

Análise de Longevidade

- Terminologia:
  - Def de uma variável é o conjunto de nós do grafo que a definem
  - Def de um nó é o conjunto de variáveis que ele define
  - Analogamente para use
- Longevidade:
  - Uma variável v está viva em uma aresta se existe uma caminho direcionado desta aresta até um uso de v, que não passa por alguma definição de v
  - Live-in: v é live-in em um nó n se v está viva em alguma in-edge de n
  - Live-out: v é live-out em n se v está viva em alguma out-edge de n

Computando Liveness

1. Se v está em *use*[*n*], então v é *live-in* em *n*.
2. Se v é *live-in* no nó *n*, então ela é *live-out* para todo *m* em *pred*[*n*].
3. Se v é *live-out* no nó *n*, e não está em *def* [*n*], então v é também *live-in* em *n*

Algoritmo

$$in[n] = use[n] \cup (out[n] - def[n])$$
$$out[n] = \bigcup_{s \in succ[n]} in[s]$$

```
for each n
    in[n] {}; out[n] {}
repeat
    for each n
        in'[n] → in[n]; out'[n] ← out[n]
        in[n] ← use[n] U (out[n] - def[n])
        out[n] ← U_{s∈succ[n]} in[s]
until in'[n] = in[n] and out'[n] = out[n]
    for all n
```

Algoritmo

- Temos como melhorar o desempenho?
- Sim:
  - Usando uma ordem melhor para os nós
  - Repare que in[i] é calculado a partir de out[i] e out[i-1] é computado a partir de in[i]
  - A convergência ocorre antes de computarmos
    - Out[i], in[i], out[i-1], ...
    - Invertendo a ordem dos nós aproveitamos mais cedo as informações!
- Aplicando a blocos básicos

Versão para Blocos Básicos

- Def[B]:
  - Conjunto de variáveis atribuídas em B antes de qualquer uso em B
- Use[B]:
  - Conjunto de variávies que podem ser usadas em B antes de serem definidas
- Equações:

$$in[B] = use[B] \bigcup (out[B] - def[B])$$

$$out[B] = \bigcup_{S \in Succ(B)} in[S]$$

Algoritmo

Algorithm 10.4. Live variable analysis.

Input. A flow graph with *def* and *use* computed for each block.

Output. *out*[*B*], the set of variables live on exit from each block *B* of the flow graph.

Method. Execute the program in Fig. 10.33.

for each block *B* **do** $in[B] := \emptyset$;
while changes to any of the *in*'s occur **do**
    for each block *B* **do begin**
        $out[B] = \bigcup_{S \text{ a successor of } B} in[S]$
        $in[B] := use[B] \cup (out[B] - def[B])$
    end

Fig. 10.33. Live variable calculation.

Def-Use Chain

- Liga cada definição aos usos que alcança
- Pode ser calculada de reaching definitions
- Pode ser definida como um DFA com as mesmas equações de live variable analysis

Def-Use Chain

- Out[B]: usos alcançáveis a partir do final de B
- Use[B]: (s,x) tal que s usa x e não existe definição de x em B anterior a s
- Def[B]: (s,x) tal que s usa x, s não está em B, e B def x.
- Equações e algoritmo são idênticos

Grafo de Interferência

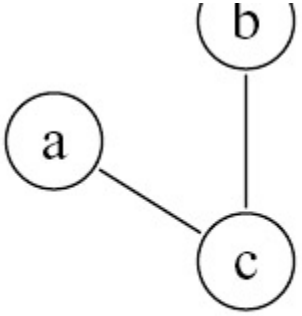
- A informação de liveness é usada para otimização
  - Alocação de registradores
- Interferência: ocorre quando a e b não podem ocupar o mesmo registrador
  - Live ranges com sobreposição
  - a não pode ser alocada a r1

Grafo de Interferência

- Representação:

	a	b	c
a			x
b			x
c	x	x	

(a) Matrix



(b) Graph

Grafo de Interferência

- MOVE: é importante não criar falsas interferências entre a fonte e destino

$$
\begin{array}{ll}
t \leftarrow s & (copy) \\
\vdots & \\
x \leftarrow \ldots s \ldots & (use\ of\ s) \\
\vdots & \\
y \leftarrow \ldots t \ldots & (use\ of\ t)
\end{array}
$$

- S e t estariam vivas após a instrução de cópia
- Devemos aproveitar o mesmo registrador

Grafo de Interferência

1. Definição de a que não seja move:
    1. Live-out = b1,…, bj
        1. Adicione as arestas (a, b1),…,(a, bj).

2. Moves a ← c:
    1. Live-out = b1,…, bj
        1. Adicione as arestas (a, b1),…,(a, bj) para os bi's que não são o mesmo que c