
Alocação de Registradores

Sandro Rigo
sandro@ic.unicamp.br

Introdução

- A IR e a seleção de instruções assumiram que o número de registradores era infinito
- Objetivo:
 - Atribuir registradores físicos (da máquina) para os temporários usados nas instruções
 - Se possível, atribuir a fonte e o destino de MOVES para o mesmo registrador
 - Eliminando os MOVES inúteis

Introdução

- Grafo de Interferência (IG):
 - Temos arestas entre t_1 e t_2 se eles não podem ocupar o mesmo registrador
 - Live ranges têm intersecção
 - Restrições da arquitetura
 - $a = a + b$ não pode ser atribuído ao r_{12}
- O problema se transforma em um problema de coloração de grafos

Coloração do IG

- Queremos colorir o IG com o mínimo de cores possíveis, de maneira que nenhum par de nós conectados por uma aresta tenham a mesma cor
 - Coloração de vértices
 - As cores representam os registradores
 - Considerando que a máquina tem k registradores
 - Se encontrarmos uma k -coloração para o IG
 - Essa coloração é uma alocação válida dos registradores

Coloração do IG

- E se não existir uma k -coloração?
 - Então teremos que colocar alguns dos temporários ou variáveis na memória
 - Operação conhecida como *spilling*
- Coloração de vértices é um problema NP-Completo
 - Logo, alocação de registradores também é
- Existe uma aproximação linear que traz bons resultados

Coloração por Simplificação

- Dividida em 4 fases:

1. Build:

- Construir o IG
- Usa a análise de longevidade

2. Simplify:

- Heurística
- Suponha que o grafo G tenha um nó m com menos de k vizinhos
- K é o número de registradores
- Faça $G' = G - \{m\}$
- Se G' pode ser colorido com k cores, G também pode

Coloração por Simplificação

2. Simplify:

- Leva a um algoritmo recursivo (pilha)
 - Repetidamente:
 - Remova nós de grau menor que K
 - Coloque na pilha
 - Cada remoção diminui o grau dos nós em G , dando oportunidades para novas remoções

Coloração por Simplificação

3. Spill:

- Em algum momento não temos um nó com grau $< k$
- A heurística falha
- Temos que marcar algum nó para spill
- A escolha desse nó é também uma heurística
 - Nó que reduza o grau do maior número de outros nós
 - Nó com menor custo relacionado as operações de memória

Coloração por Simplificação

4. Select:

- Atribui as cores
- Reconstroi o grafo G adicionando os nós na ordem determinada pela pilha
- Quando adicionamos um nó, devemos ter uma cor para ele dado o critério de seleção usado para remover
- Isso não vale para os nós empilhados marcados como spill
 - Se todos os vizinhos já usarem k cores, não adicionamos no grafo
 - Continua o processo

Coloração por Simplificação

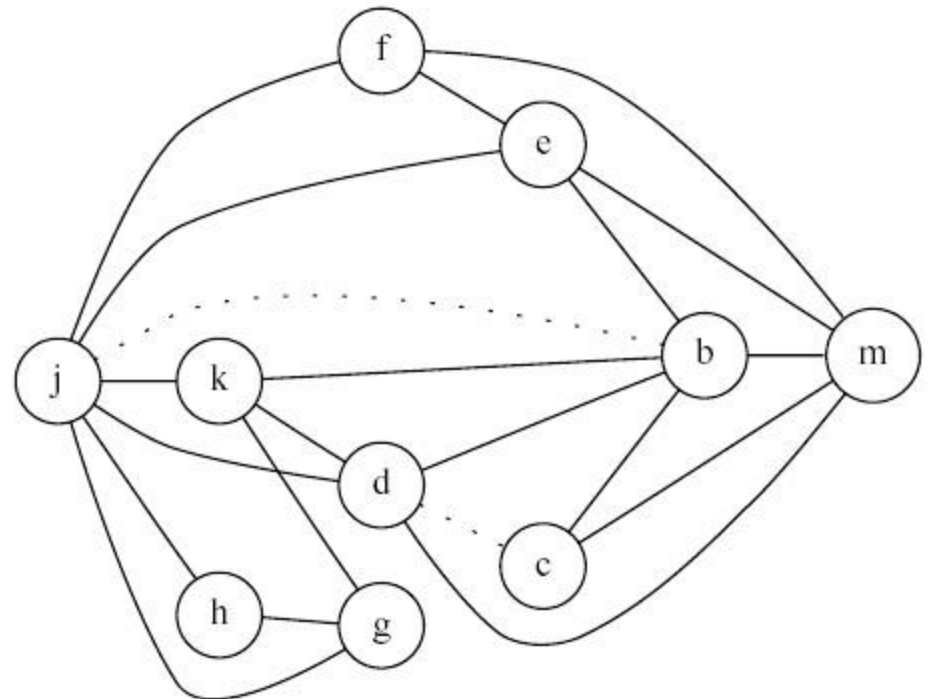
5. Start Over:

- Pode ser que o Select não consiga atribuir uma cor a algum nó
- Reescreve o programa para pegar esse valor da memória antes de cada uso e armazená-lo de volta após o uso
- Isso gera novos temporários
 - Com live ranges mais curtas
- O algoritmo é repetido desde a construção do IG
- O processo acaba quando Select tiver sucesso para todos os vértices

Exemplo

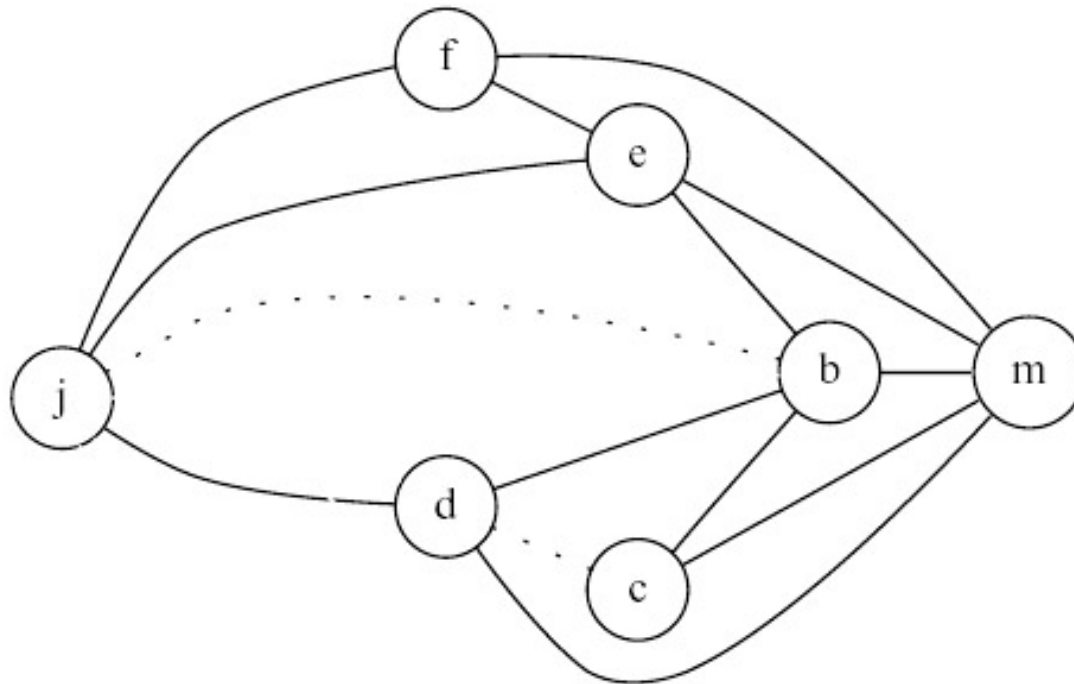
- Suponha que temos 4 registradores

```
live-in: k j
g := mem[j+12]
h := k - 1
f := g * h
e := mem[j+8]
m := mem[j+16]
b := mem[f]
c := e + 8
d := c
k := m + 4
j := b
live-out: d k j
```



Exemplo

- Removendo h, g , k

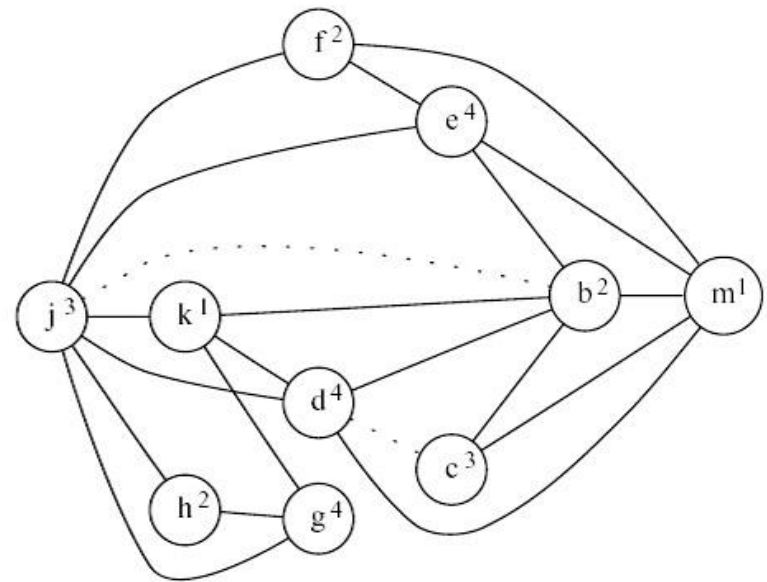


Exemplo

- Final

m	1
c	3
b	2
f	2
e	4
j	3
d	4
k	1
h	2
g	4

(a) stack (b) assignment



Coalescing

- Eliminar MOVES redundantes usando o IG
 - Se não existirem arestas entre os nós de uma instrução MOVE ela pode ser eliminada
- Os nós fonte e destino do MOVE são unidos (*coalesced*) em um só
- A aresta do novo nó é a união das arestas dos dois anteriores

Coalescing

- O efeito é sempre benéfico?
 - Qualquer instrução MOVE sem arestas no IG poderia ser eliminada
 - Pode tornar o processo de alocação mais complicado
 - Por que?
- O nó resultante é mais restritivo que os anteriores
 - Seu grau aumenta
 - Pode ser tornar $\geq K$
- Um grafo k-colorível antes do coalescing pode ser tornar não k-colorível após uma operação de coalescing

Coalescing

- Devemos tomar cuidados
 - Executar coalescing somente quando for seguro
 - Temos duas estratégias:
- Briggs:
 - a e b podem ser unidos se o nó resultante ab tiver menos do que K vizinhos com grau significativo ($\geq K$)
 - Garante que o grafo continua k -colorível. Por que?
 - Após a simplificação remover todos os nós não-significativos, sobram menos do que K vizinhos para o nó ab
 - Logo, ele pode ser removido

Coalescing

- George:

- a e b podem ser unidos se para cada vizinho t de a :
 - t interfere com b
 - ou t tem grau insignificante ($<K$)
- Por que é segura?
- Seja S o conjunto de vizinhos insignificantes de a em G
- Sem o coalescing, todos poderiam ser removidos, gerando um grafo G_1
- Fazendo o coalescing, todos os nós de S também poderão ser removidos, criando G_2
- G_2 é um subgrafo de G_1 , onde o nó ab corresponde ao b
- G_2 é no mínimo tão fácil para colorir quanto G_1

Coalescing

- São estratégias conservativas
- Podem sobrar MOVES que poderiam ser removidos
- Ainda assim, é melhor do que fazer spill!

Fases da Alocação com Coalescing

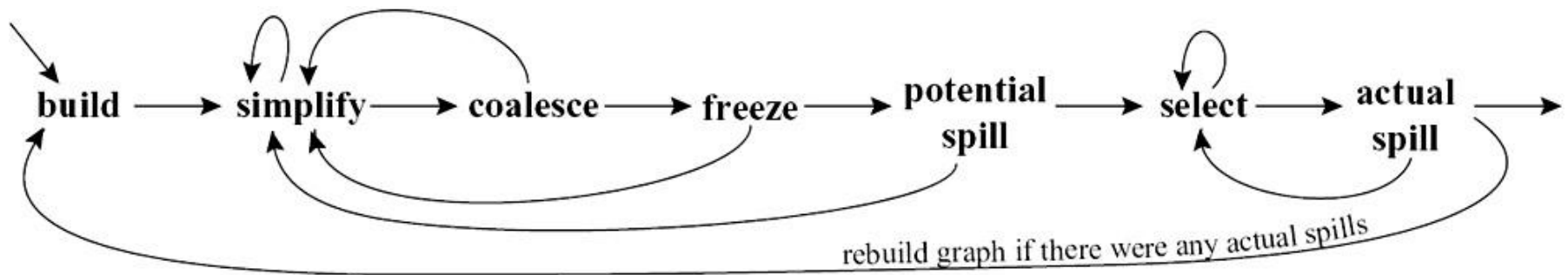
- **Build:**
 - Construir o IG
 - Categorizar os nós em move-related e move-unrelated
- **Simplify:**
 - Remover os nós não significativos (grau $< K$), um de cada vez
- **Coalesce:**
 - Faça o coalesce conservativo no grafo resultante do passo anterior
 - Com a redução dos graus, é provável que apareça mais oportunidades para o coalescing
 - Quando um nó resultante não é mais move-related ele fica disponível para a próxima simplificação

Fases da Alocação com Coalescing

- **Freeze:**
 - Executado quando nem o simplify nem o coalescing podem ser aplicados
 - Procura nós move-related de grau baixo.
 - Congela os moves desses nós. Eles passam a ser candidatos para simplificação
- **Spill:**
 - Se não houver nós de grau baixo, selecionamos um nó com grau significativo para spill
 - Coloca-se esse nó na pilha
- **Select:**
 - Desempilhar todos os nós e atribuir cores

Fluxo com Coalescing

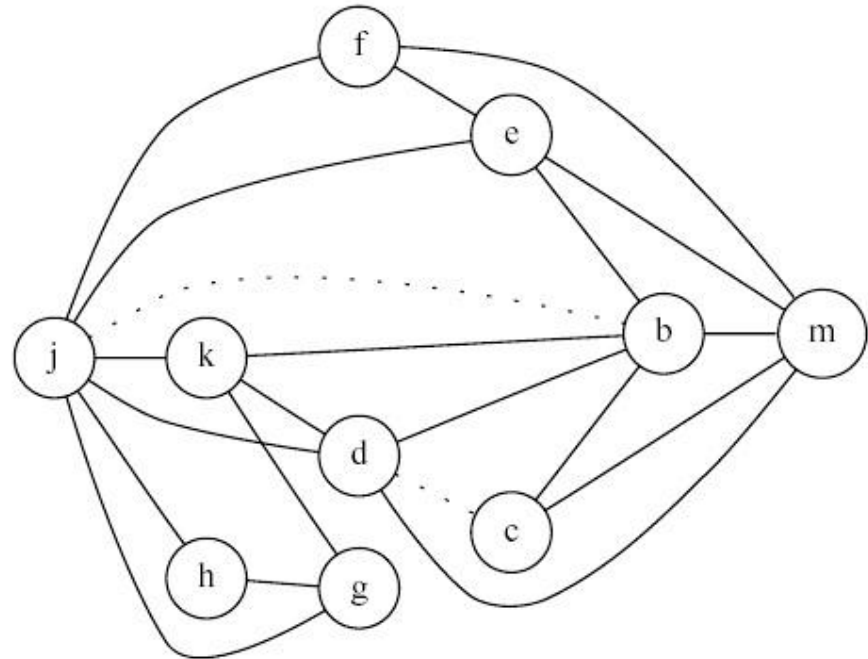
- Simplify, coalesce e spill são intercalados até que o grafo esteja vazio.



Retomando o Exemplo

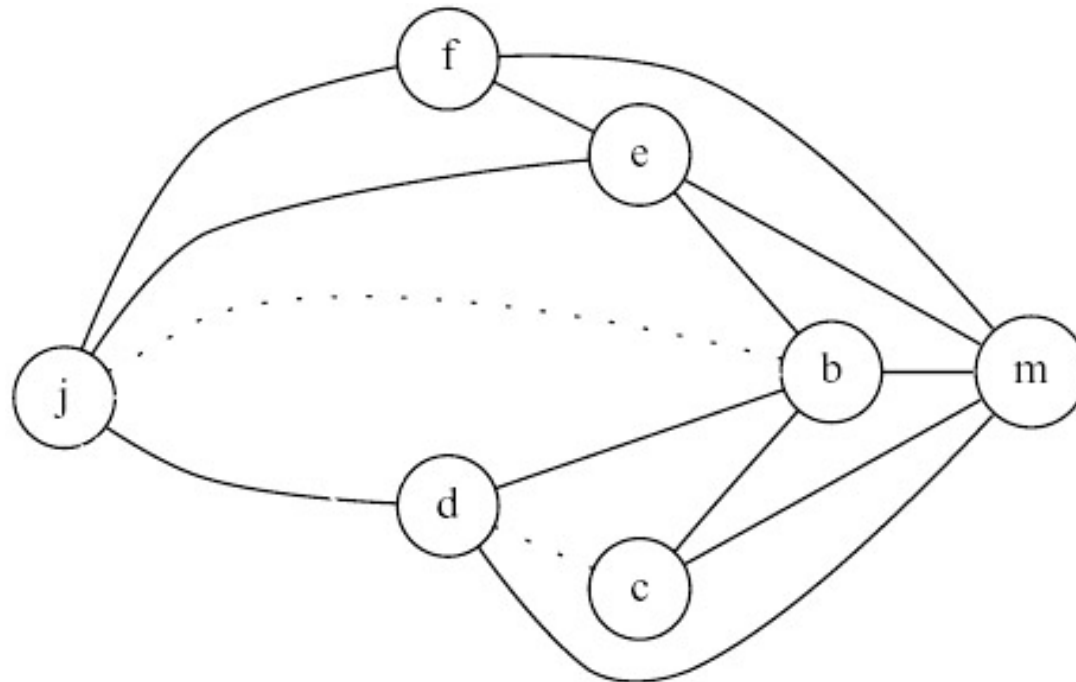
- Suponha que temos 4 registradores
- Agora somente nós não relacionados a MOVE podem ser candidatos no simplify

```
live-in: k j
g := mem[j+12]
h := k - 1
f := g * h
e := mem[j+8]
m := mem[j+16]
b := mem[f]
c := e + 8
d := c
k := m + 4
j := b
live-out: d k j
```



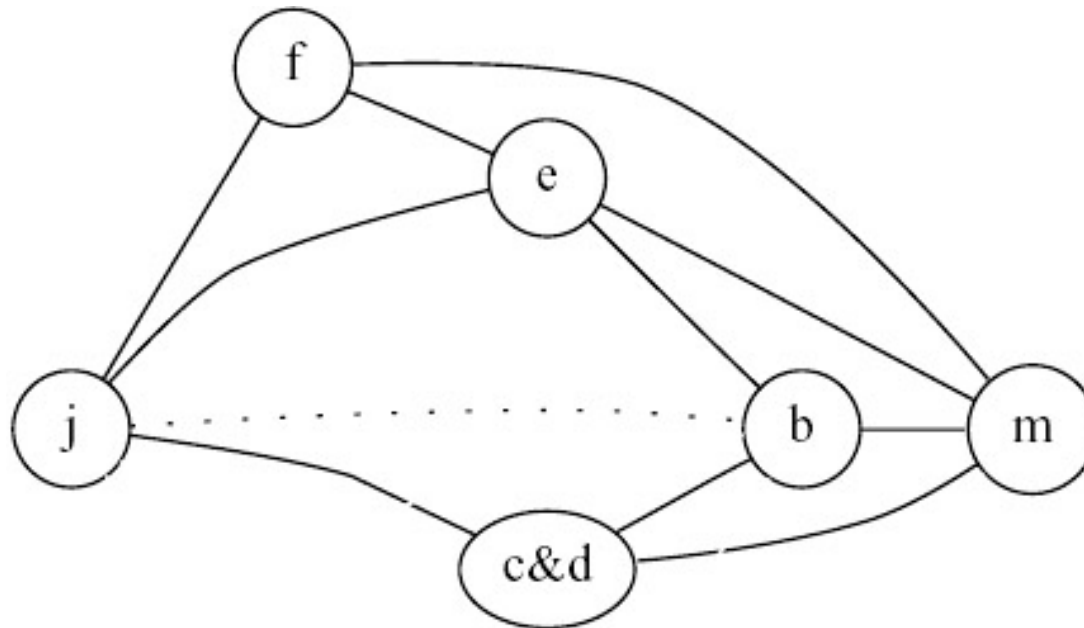
Exemplo de Coalescing

- Removendo h, g , k
- Invocando coalescing ...



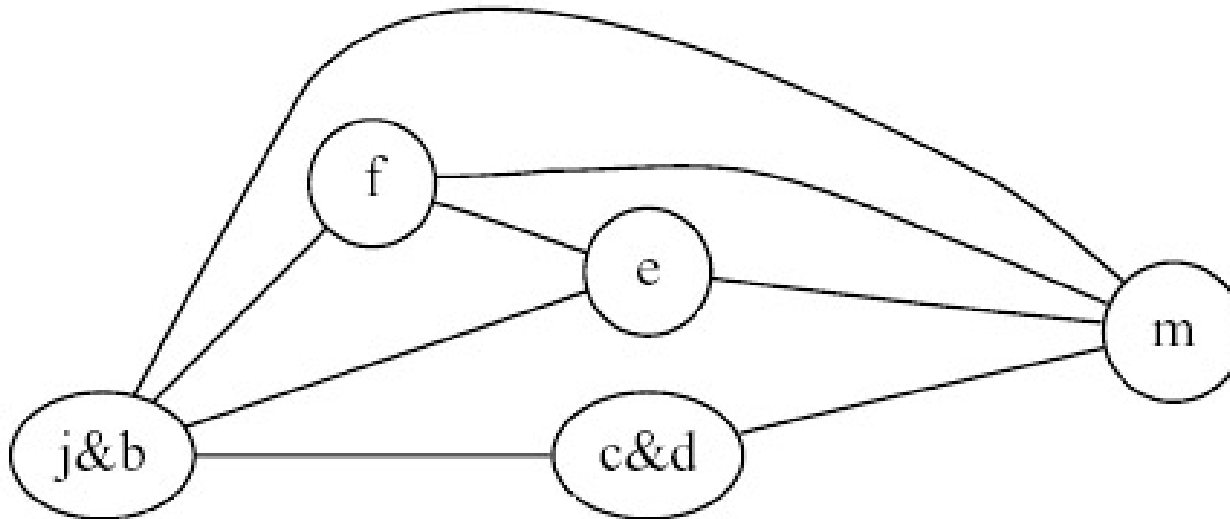
Exemplo de Coalescing

- c e d podem ser unidos
 - c&d tem 1 vizinho com grau significativo ($\geq K$)



Exemplo de Coalescing

- b e j também podem ser unidos
 - j&b tem 1 vizinho com grau significativo ($\geq K$)
- Agora simplify termina o trabalho ...

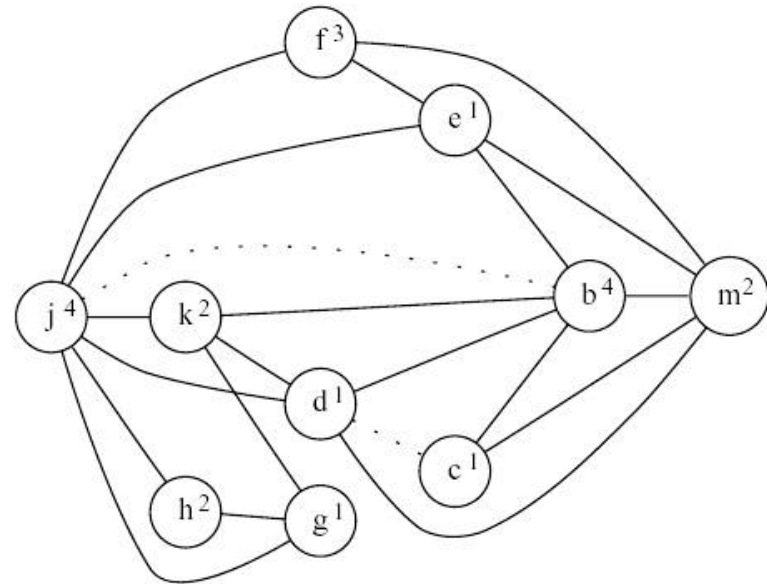


Exemplo de Coalescing

- Alocação final:

e	1
m	2
f	3
j&b	4
c&d	1
k	2
h	2
g	1

stack coloring



Spilling com Coalescing

- Solução simples:
 - Descartar todos os coalescing feitos quando recomeçar o Build
- Mais eficiente:
 - Conservar os coalescing feitos antes do primeiro *potencial spill*
 - Descarta os subsequentes

Coalescing de Spills

- Muitos registradores => poucos spills
- Poucos registradores => vários spills
 - Aumenta o tamanho dos registros de ativação (AR)
 - Ex. Pentium: 6 registradores
- Transformações/Otimizações
 - Podem gerar mais temporários
- O frame da função pode ficar grande

Coalescing de Spills

- Instruções MOVE envolvendo valores que sofreram spill
 - $a \leftarrow b$ implica em:
 - $t \leftarrow M[b]$
 - $M[a] \leftarrow t$
 - Caro e ainda cria mais um valor temporário
- Muitos dos valores que sofrem spill não estão vivos simultaneamente
- Podemos usar a mesma técnica que para registradores!

Coalescing de Spills

- Coloração com coalescing para os *spills*
 1. Use o liveness para construir um IG para os spills
 2. Enquanto houver spills sem interferência e com MOVE
 - Una esses nós (Coalescing)
 3. Use simplify e select para colorir o grafo

Coalescing de Spills

3. Use simplify e select para colorir o grafo

- Não existe spill nesta coloração
- Simplify vai retirando o nó de menor grau até o fim
- Select vai escolhendo a menor cor possível
 - Sem limite, pois não temos limite para o tamanho do frame

4. As cores correspondem a posições do frame da função

- Fazer **antes** da reescrita do código

Pré-coloração

- Alguns nós do IG podem ser pré-coloridos
 - Temporários associados ao FP, SP, registradores de passagem de argumentos
 - Permanentemente associados aos registradores físicos
 - Cores pré-definidas e únicas
 - Podem ser reaproveitados no *select* e *coalesce*
 - Desde que não interfiram com o outro valor
 - Ex. Um registrador de passagem de parâmetro pode servir como temporário no corpo da função

Pré-coloração

- Podem ser unidos no coalescing com outros nós não pré-coloridos
- Simplify os trata como tendo grau “infinito”
 - Não devem ir para a pilha
 - Não devem sofrer spill
- O algoritmo executa *simplify*, *select* e *spill* até sobrarem somente nós pré-coloridos

Pré-coloração

- Podem ser copiados para temporários
 - Suponha que r_7 seja um callee-save register

	enter: $\text{def}(r_7)$		enter: $\text{def}(r_7)$
	\vdots		$t_{231} \leftarrow r_7$
(a)	\vdots	(b)	\vdots
	exit: $\text{use}(r_7)$		$r_7 \leftarrow t_{231}$
			exit: $\text{use}(r_7)$

Exemplo

- Três registradores:

- R1 e r2 caller-save
- R3 callee-save

```
int f(int a, int b) {  
    int d=0;  
    int e=a;  
    do {d = d+b;  
        e = e-1;  
    } while (e>0);  
    return d;  
}
```

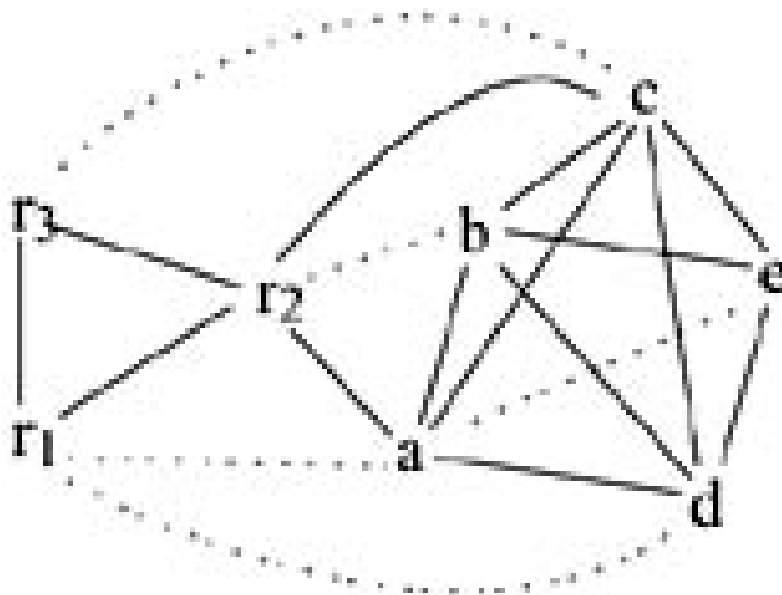
(a)

```
enter:  c ← r3  
        a ← r1  
        b ← r2  
        d ← 0  
        e ← a  
loop:  d ← d + b  
        e ← e - 1  
        if e > 0 goto loop  
        r1 ← d  
        r3 ← c  
return  (r1, r3 live out)
```

(b)

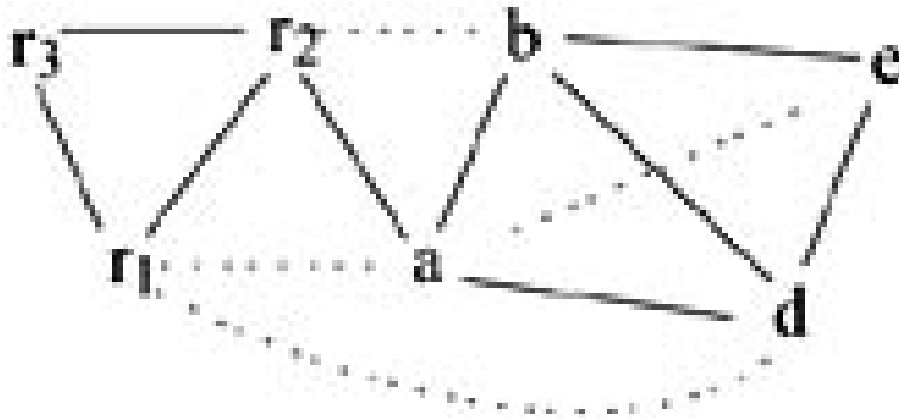
Exemplo

- IG para o programa em (b)
 - $K = 3$
 - Tem oportunidades para simplify e spill?



Exemplo

- Veja cálculo de prioridade para o spill na tabela do livro
 - C tem a menor prioridade



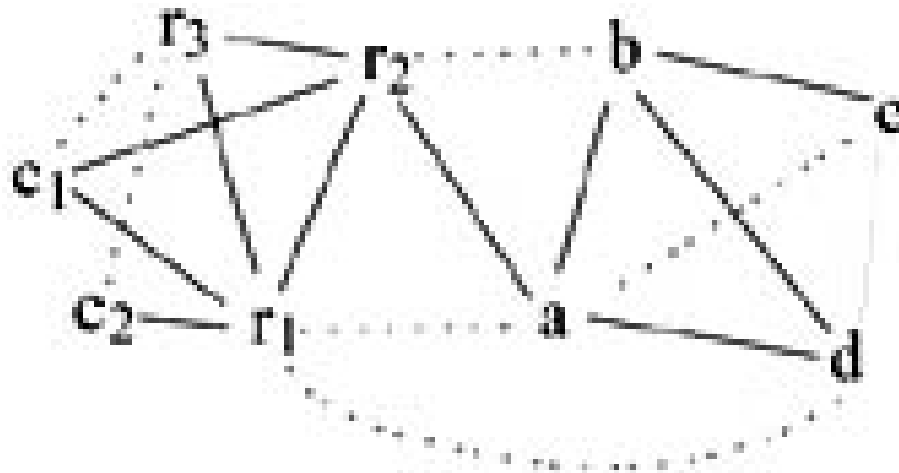
Exemplo

- Código após reescrita gerada pelo spill de c

```
enter:  $c_1 \leftarrow r_3$   
        $M[c_{loc}] \leftarrow c_1$   
        $a \leftarrow r_1$   
        $b \leftarrow r_2$   
        $d \leftarrow 0$   
        $e \leftarrow a$   
loop:   $d \leftarrow d + b$   
        $e \leftarrow e - 1$   
       if  $e > 0$  goto loop  
        $r_1 \leftarrow d$   
        $c_2 \leftarrow M[c_{loc}]$   
        $r_3 \leftarrow c_2$   
       return
```

Exemplo

- Novo IG



Exemplo

- Código alocado

```
enter: r3 ← r3
      M[Cloc] ← r3
      r1 ← r1
      r2 ← r2
      r3 ← 0
      r1 ← r1
loop:  r3 ← r3 + r2
      r1 ← r1 - 1
      if r1 > 0 goto loop
      r1 ← r3
      r3 ← M[Cloc]
      r3 ← r3
      return
```


Exemplo

- Código com MOVES eliminados

```
enter:   $M[C_{loc}] \leftarrow r_3$   
         $r_3 \leftarrow 0$   
loop:    $r_3 \leftarrow r_3 + r_2$   
         $r_1 \leftarrow r_1 - 1$   
        if  $r_1 > 0$  goto loop  
         $r_1 \leftarrow r_3$   
         $r_3 \leftarrow M[C_{loc}]$   
        return
```