

Universidade Federal de Minas Gerais
Instituto de Ciências Exatas
Departamento de Ciência da Computação

DCC819 - Arquitetura de Computadores

Relatório V - Pipeline

Iuri Silva Castro
João Mateus de Freitas Veneroso
Ricardo Pagoto Marinho

BELO HORIZONTE - MG
5 DE DEZEMBRO DE 2017

1 Introdução

O *pipeline* é uma técnica de *hardware* para promover paralelismo à nível de instrução dentro de um processador. O objetivo da técnica é dividir a execução da instrução em estágios, de forma que, quando a instrução termina o estágio, a próxima já pode ser processada por esse estágio, mantendo então todos os estágios do processador ocupados com alguma instrução pelo máximo de tempo possível. Essa técnica se assemelha a uma linha de montagem, permitindo aumentar consideravelmente o *throughput* do processador em comparação à execução puramente sequencial, pois várias tarefas podem ser executadas em um mesmo ciclo de *clock*.

No entanto, a técnica de *Pipelining* complexifica o controle do processador, uma vez que a execução paralela introduz *Hazards* no caminho de dados, que não existiriam no caso da execução sequencial, como:

- *Hazards Estruturais*: restrições no número de instruções que podem utilizar um módulo do processador ao mesmo tempo, pois apenas uma instrução pode utilizar uma unidade funcional por vez. Pode ser amenizado com o aumento do número de unidades funcionais;
- *Hazards de Dados*: dependência de dados entre instruções. A instrução depende do resultado de uma instrução que ainda não terminou de executar. Pode ser amenizado com técnicas de encaminhamento de dados dentro dos estágios da pipeline;
- *Hazards de Controle*: instruções que fazem desvio do fluxo do programa, alterando o Contador de Programa (*Program Counter*), tornam as próximas instruções indefinidas até que o novo valor do *Program Counter* seja definido/calculado. Pode ser amenizado com técnicas de previsão de *branches*.

Os *Hazards*, quando ocorrem, necessitam que seja introduzido no fluxo do *pipeline* bolhas, ou *stalls*, para resolver esses conflitos.

Para este trabalho, propõe-se a implementação de um *Pipeline* de três estágios sobre o caminho de dados implementado nos trabalhos anteriores. O processador de 16-bits finalizado faz encaminhamento de dados e gera dois ciclos de *stall* ao executar instruções de *branch* e *jump*.

2 Descrição

Nessa seção, descreve-se a organização e a arquitetura do processador proposto neste trabalho.

2.1 Organização

O processador desenvolvido nos trabalhos anteriores possuía 5 estágios de execução, sendo, busca de instrução, decodificação, busca de registradores, execução e armazenamento de resultados. Cada estágio requeria um passo de relógio, ou uma transição do sinal de *clock*, e não possuía qualquer paralelismo a nível de instrução.

Para a implementação do *pipeline*, propôs-se uma divisão do processador em 3 estágios: decodificação, execução e armazenamento de resultados. A Figura 1 abaixo mostra a divisão dos estágios.

Entre os estágios estão as *register bridges* (registradores de ponte) ou *buffers*, que são utilizados para passar as informações e sinais de controle de um estágio para o outro. Os estágios, então, serão responsáveis pelas seguintes tarefas:

- *Decode*: busca de instrução e decodificação de instrução;
- *Execute*: busca de registros e execução;
- *WriteBack*: escrita de resultados.

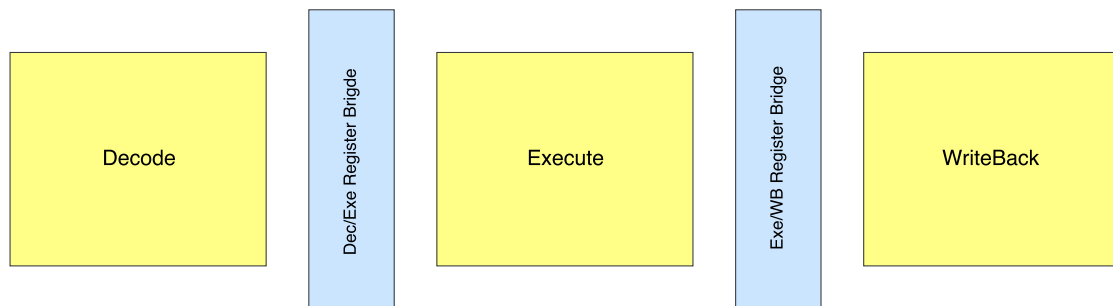


Figura 1: Estrutura de *pipeline* de 3 estágios proposta.

Para aplicação do *pipeline* necessita-se que os estágios utilizem o mesmo tempo de execução, assim cada estágio executa em duas transições do sinal de *clock*, mesmo o estágio de *WriteBack* que ficará então uma transição *idle* para adequar ao tempo dos outros estágios.

O *pipeline* insere no sistema *Hazards*, como descrito anteriormente, e para isso precisa-se utilizar de algumas técnicas para eliminar ou amenizar o problema. Eliminou-se o *hazard* de dados utilizando a técnica de encaminhamento, assim dados que são encaminhados da saída do estágio de execução para a entrada do mesmo estágio, não havendo *stalls*. O sistema não possui *hazards* estruturais, pois todos os estágios requerem o mesmo tempo de execução e o *Banco de Registradores* possui duas portas de leitura e uma de escrita. Além disso o estágio de execução possui uma unidade dedicada para executar multiplicações, conseguindo, assim, executar instruções de multiplicação em um ciclo. Para instruções de desvio de fluxo *hazards* de controle acontecem, e são gerados dois *stalls* quando tais instruções são detectadas.

2.2 Arquitetura

O conjunto final de instruções do processador está descrito na tabela 1. Todas as instruções aritméticas e lógicas recebem o operando A do banco de registradores e o operando B pode ser um imediato de 4-bit ou um registrador, dependendo da instrução. A instrução *BEZ* não utiliza os bits 11-8 e as instruções *GHI* e *GLO* não utilizam os bits de 7-0. A instrução *J* altera o *PC* para um valor imediato de 12-bit que comporta qualquer endereço da memória de 4096 posições.

Instrução	Opcode	Bits 11-8	Bits 7-4	Bits 3-0	Descrição
ADD	0000	C	B	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) + \text{Reg}(B)$
SUB	0001	C	B	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) - \text{Reg}(B)$
SLTI	0010	C	Imm	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) > \text{Imm}$
AND	0011	C	B	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) \text{ AND } \text{Reg}(B)$
OR	0100	C	B	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) \text{ OR } \text{Reg}(B)$
XOR	0101	C	B	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) \text{ XOR } \text{Reg}(B)$
ANDI	0110	C	Imm	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) + \text{Imm}$
ORI	0111	C	Imm	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) \text{ OR } \text{Imm}$
XORI	1000	C	Imm	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) \text{ XOR } \text{Imm}$
ADDI	1001	C	Imm	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) + \text{Imm}$
SUBI	1010	C	Imm	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) - \text{Imm}$
J	1011	Imm			$\text{PC} = \text{Imm}$
BEZ	1100	-	B	A	If $(\text{Reg}(A) = 0)$ $\text{PC} = \text{Reg}(B)$
MUL	1101	C	B	A	$\text{Reg}(C) = \text{Reg}(A) * \text{Reg}(B)$
GHI	1110	C	-	-	$\text{Reg}(C) = \text{HI}$
GLO	1111	C	-	-	$\text{Reg}(C) = \text{LO}$

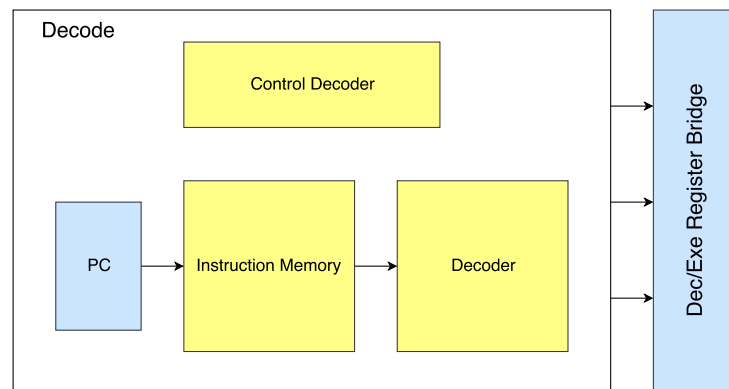
Tabela 1: Instruções

3 Implementação

Foram reutilizados os módulos desenvolvidos nos trabalhos anteriores, fazendo-se apenas pequenas alterações nos módulos. A maior parte das alterações foram feitas nos caminhos dos dados, utilizando multiplexadores e os registros de ponte entre os estágios. As subseções abaixo descrevem a implementação dos três estágios definidos.

3.1 Decode

O estágio de decodificação mantém os módulos da memória de instruções e do decodificador de instruções, além do registrador Contador de Programa. Uma máquina de estados é utilizada para controlar o funcionamento do estágio. A Figura 2 mostra uma versão simplificada de como é a organização do estágio.

Figura 2. Diagrama simplificado do estágio *Decode* do *pipeline*.

No primeiro ciclo de *clock* busca-se a instrução na memória de instruções. No segundo ciclo, atualiza-se o valor do *PC* e carrega os dados no registrador de ponte para o estágio de execução (*Execute*). Para os casos em que o estágio estiver em *stall*, o *PC* não é atualizado e nem o registrador de ponte, até que o controle saia da condição de *stall*.

A seleção entre os valores do *PC* será entre o incremento ($PC + 1$) ou, caso haja uma condição de desvio (*branch* ou *jump*), um valor externo.

3.2 Execute

O estágio de execução é responsável pela busca de registradores no *Banco de Registradores* e a execução da instrução pela *Unidade Lógica Aritmética* (ULA) ou pela unidade de multiplicação (Mult). A Figura 3 mostra uma versão simplificada de como é a organização do estágio.

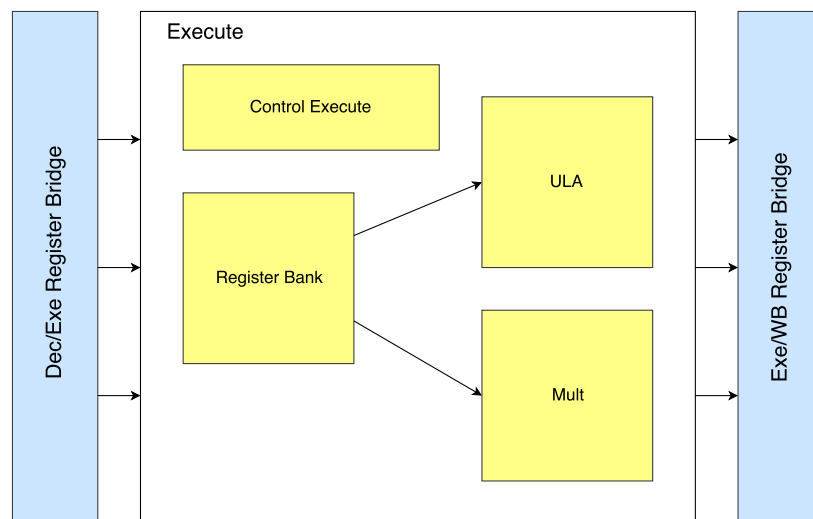


Figura 3. Diagrama simplificado do estágio *Execute* do *pipeline*.

O estágio também possui uma máquina de estados para comandar a execução do mesmo. No primeiro ciclo de *clock*, busca-se os registradores no *Banco de Registradores* ou no registrador de ponte, caso a instrução atual necessite de dados calculados pela instrução que está sendo executada, fazendo o encaminhamento. No segundo ciclo os valores recuperados dos registros são utilizados pela ULA ou pelo módulo de multiplicação. A decisão de qual módulo será executado vem de sinais de controle enviados através do registrador de ponte com o estágio de *Decode*.

3.3 Writeback

O estágio de *Writeback* faz a escrita do resultado da operação no *Banco de Registradores*. A Figura 4 mostra um diagrama simplificado da organização do estágio. Vale resaltar que o *Banco de Registradores* no estágio de *writeback* é o mesmo do estágio de *execute*, sendo colocado separado no diagrama apenas para facilitar a visualização dos estágios e compreensão.

No primeiro ciclo o estágio verifica se a instrução executada deve ou não escrever o resultado no banco. Se for necessário a escrita, os dados da posição e valor são utilizados para escrever no banco. Ainda no primeiro ciclo, verifica-se se a instrução executada gerou *stall* no estágio de *Decode*, liberando-o caso o mesmo esteja na condição de *stall*. No segundo ciclo o estágio fica *idle*. O estágio é executado em dois ciclos apenas para manter o mesmo tempo que os outros, requisito para que a técnica de *pipeline* seja aplicada. Uma máquina de estados é utilizada para coordenar a execução do estágio.

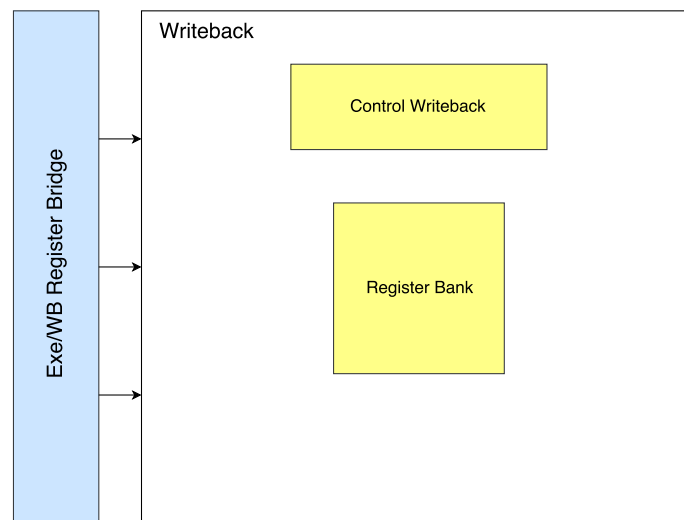


Figura 4. Diagrama simplificado do estágio *Writeback* do *pipeline*.

4 Integração

A grande chave da técnica de *pipeline* está nos registradores de ponte, ou *buffers*, entre os estágios. Eles mantêm o estado e as informações da instrução que deve ser executada pelo estágio, passando também os sinais de controle necessários.

Vários multiplexadores são utilizados pelo controle para fazer o correto direcionamento dos dados e encaminhamentos.

A integração dos estágios desenvolvidos gera o processador que pode ser visto na Figura 5.

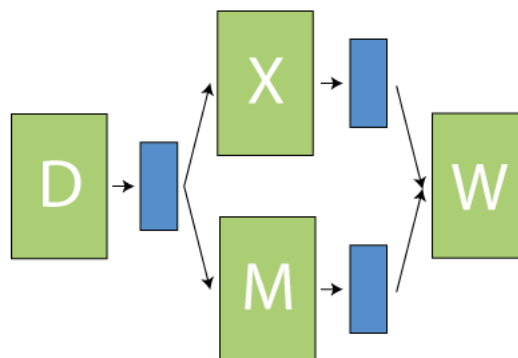


Figura 5. Diagrama da *pipeline*

Após integrado, parte-se para os testes do processador.

5 Simulação e Testes

Os testes propostos tem o intuito de validar a implementação e medir a melhora de desempenho após a implementação da *pipeline*. Para isso, programas de teste foram desenvolvidos para serem

executados no processador do trabalho anterior, sem *pipeline*, e na implementação atual com *pipeline* de três estágios.

O primeiro programa de teste realiza a divisão de 1024 por 100, calculando o resto por meio de um *loop* e armazenando o resultado no registrador R3. A Tabela 2 mostra o código e descreve o primeiro programa desenvolvido.

ADDI R1, 8, R0	R1 = 8
ADDI R2, 8, R0	R2 = 8
MUL -, R2, R1	R1 * R2 = 64
GLO R1, -, -	R1 = 64.
ADDI R2, 15, R0	R2 = 15.
ADDI R2, 1, R2	R2 = 15 + 1.
MUL -, R1, R2	R1 * R2 = 1024.
GLO R1, -, -	R1 = 1024.
ADDI R2, 10, R0	R2 = 10.
MUL -, R2, R2	R2 * R2 = 100.
GLO R2, -, -	R2 = 100.
ADDI R3, 0, R1	R3 = R1 = 1024.
ADDI R4, 0, R0	R4 = 0.
ADDI R6, 15, R0	R6 = 15.
ADDI R6, 8, R6	R6 = 23.
ADDI R4, 1, R4	R4 = R4 + 1
SUB R3, R2, R3	R3 = R3 - R2.
SLTI R5, 9, R4	R5 = R4 > 9
BEZ -, R6, R5	If (R5 == 0) jump to #R6

Tabela 2. Programa de teste

<— Final da edição Iuri —>

A Figura 6 mostra o resultado da simulação no processador com pipeline e a Figura 7 mostra o resultado da simulação no processador sem pipeline. Como percebemos pelos resultados, o processador com pipeline executou o programa em 39 *clocks* e o processador antigo executou o programa em 97 *clocks*. Portanto, a *pipeline* obteve uma melhora de 60% nesse caso específico.

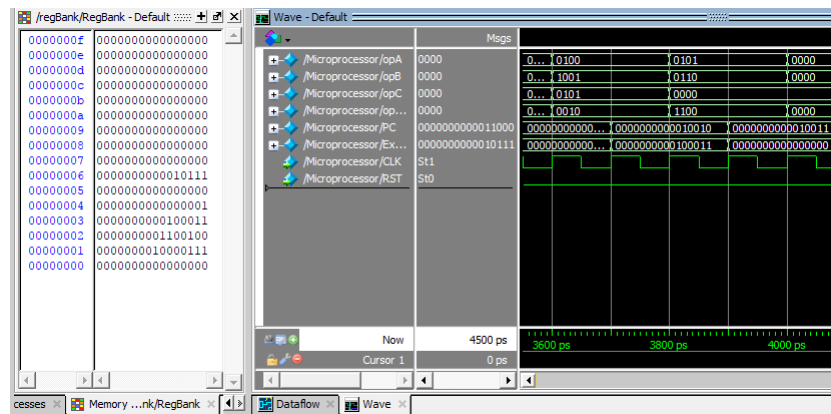


Figura 6. Execução com pipeline

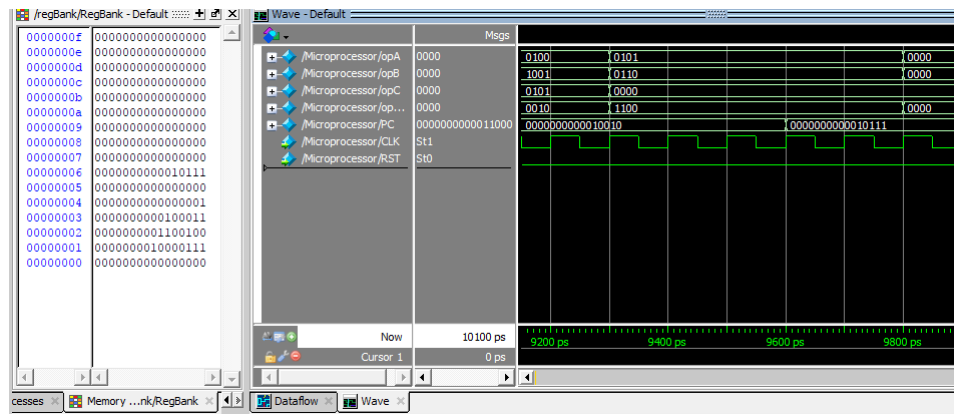


Figura 7. Execução sem pipeline

Além deste, fizemos um programa para ordenar um vetor de 5 valores. O código do programa está descrito a seguir. Para melhor visualização e entendimento do código, ele foi dividido em blocos de 12 instruções. Os blocos são equivalentes, o que muda são os valores dos registradores.

O vetor está armazenado nos registradores 11 a 15. A cada bloco, o valor de um registrador é trocado com outro caso o seguinte seja menor do que ele. As trocas começam no registrador 11 (R11) e vão até o 14 (R14). No R11, primeiro verificamos se o valor de R12 é menor do que o dele, caso seja, troca os valores. Então o mesmo processo é feito com o R13, R14 e R15. Depois de finalizada as comparações do R11, olhamos para o R12 e fazemos o mesmo processo, *i.e.*, comparamos primeiro com o R13, depois com o R14 e por último com o R15. Este processo se repete até fazermos a última comparação de R14 e R15. Após isso, o vetor está ordenado.

Devido ao limitado número de instruções disponíveis, algumas adaptações precisaram ser feitas. A primeira é que não existe comparação de valores de registradores, logo para fazer isso, os valores a serem comparados são armazenados nos registradores R1 e R2. Para saber se devemos trocar, fazemos a subtração desses valores e armazenamos em R3. A partir daí, devemos saber se o número é positivo ou negativo. Caso seja positivo, $R2 > R1$ e a troca não deve acontecer. Caso negativo, $R2 < R1$ e a troca deve ocorrer. Porém, a instrução de comparação SLTI não funciona com valores negativos, logo não podemos simplesmente comparar o valor de R3 com 0. Para isso, utilizamos o registrador R9 que em seu bit mais significativo possui o valor 1 e nos demais o valor 0. Com este registrador, fazemos um AND entre R9 e R3, dessa forma, sabemos o sinal de R3. Agora podemos comparar R3 com 0 e descobrir se o resultado é positivo ou negativo. Repare que caso $R3 = 1$, a subtração foi negativa, logo a troca deve ocorrer. A decisão de se devemos ou não trocar os valores é armazenada em R4 que é utilizado em um *branch*. Se $R4 = 0$, então $R3 = 0$ e a troca não deve ocorrer, logo o *branch* deve ser tomado.

Para realizar a troca, utilizamos o próprio R3 como registrador auxiliar. Se o *branch* precisar ser tomado, o programa pula para o valor armazenado em R8. Para encontrar o valor de R8, utilizamos 3 registradores: R5, R6 e R7. R5 armazena em qual bloco de 13 instruções estamos: no primeiro ele recebe o valor 1 e é incrementado em 1 a cada início de bloco. R6 armazena a multiplicação de R5 e R7, cujo valor é 13 (tamanho do bloco de instruções). Por fim, R8 pega os bits menos significativos da multiplicação e descobre para qual endereço deve pular caso necessário.

```

1 ADDI R5,1,R0
2 ADDI R7,13,R0
3 MULL R6,R5,R7
4 GLO R8,—,—
5 ADD R1,R11,R0
6 ADD R2,R12,R0
7 SUB R3,R1,R2

```



```
8 AND R3,R9,R3
9 SLTI R4,0,R3
10 BEZ -,R8,R4
11 ADD R3,R11,R0
12 ADD R11,R12,R0
13 ADD R12,R3,R0
14 # 2
15 ADDI R5,1,R5
16 ADDI R7,13,R0
17 MULL R6,R5,R7
18 GLO R8,-,-
19 ADD R1,R11,R0
20 ADD R2,R13,R0
21 SUB R3,R1,R2
22 AND R3,R9,R3
23 SLTI R4,0,R3
24 BEZ -,R8,R4
25 ADD R3,R11,R0
26 ADD R11,R13,R0
27 ADD R13,R3,R0
28 # 3
29 ADDI R5,1,R5
30 ADDI R7,13,R0
31 MULL R6,R5,R7
32 GLO R8,-,-
33 ADD R1,R11,R0
34 ADD R2,R14,R0
35 SUB R3,R1,R2
36 AND R3,R9,R3
37 SLTI R4,0,R3
38 BEZ -,R8,R4
39 ADD R3,R11,R0
40 ADD R11,R14,R0
41 ADD R14,R3,R0
42 # 4
43 ADDI R5,1,R5
44 ADDI R7,13,R0
45 MULL R6,R5,R7
46 GLO R8,-,-
47 ADD R1,R11,R0
48 ADD R2,R15,R0
49 SUB R3,R1,R2
50 AND R3,R9,R3
51 SLTI R4,0,R3
52 BEZ -,R8,R4
53 ADD R3,R11,R0
54 ADD R11,R15,R0
55 ADD R15,R3,R0
56 ##### 5
57 ADDI R5,1,R5
58 ADDI R7,13,R0
59 MULL R6,R5,R7
60 GLO R8,-,-
61 ADD R1,R12,R0
62 ADD R2,R13,R0
63 SUB R3,R1,R2
64 AND R3,R9,R3
65 SLTI R4,0,R3
66 BEZ -,R8,R4
67 ADD R3,R12,R0
68 ADD R12,R13,R0
69 ADD R13,R3,R0
70 # 6
```

```

71 ADDI R5,1,R5
72 ADDI R7,13,R0
73 MULL R6,R5,R7
74 GLO R8,-,-
75 ADD R1,R12,R0
76 ADD R2,R14,R0
77 SUB R3,R1,R2
78 AND R3,R9,R3
79 SLTI R4,0,R3
80 BEZ -,R8,R4
81 ADD R3,R12,R0
82 ADD R12,R14,R0
83 ADD R14,R3,R0
84 # 7
85 ADDI R5,1,R5
86 ADDI R7,13,R0
87 MULL R6,R5,R7
88 GLO R8,-,-
89 ADD R1,R12,R0
90 ADD R2,R15,R0
91 SUB R3,R1,R2
92 AND R3,R9,R3
93 SLTI R4,0,R3
94 BEZ -,R8,R4
95 ADD R3,R12,R0
96 ADD R12,R15,R0
97 ADD R15,R3,R0
98 ##### 8
99 ADDI R5,1,R5
100 ADDI R7,13,R0
101 MULL R6,R5,R7
102 GLO R8,-,-
103 ADD R1,R13,R0
104 ADD R2,R14,R0
105 SUB R3,R1,R2
106 AND R3,R9,R3
107 SLTI R4,0,R3
108 BEZ -,R8,R4
109 ADD R3,R13,R0
110 ADD R13,R14,R0
111 ADD R14,R3,R0
112 # 9
113 ADDI R5,1,R5
114 ADDI R7,13,R0
115 MULL R6,R5,R7
116 GLO R8,-,-
117 ADD R1,R13,R0
118 ADD R2,R15,R0
119 SUB R3,R1,R2
120 AND R3,R9,R3
121 SLTI R4,0,R3
122 BEZ -,R8,R4
123 ADD R3,R13,R0
124 ADD R13,R15,R0
125 ADD R15,R3,R0
126 ##### 10
127 ADDI R5,1,R5
128 ADDI R7,13,R0
129 MULL R6,R5,R7
130 GLO R8,-,-
131 ADD R1,R14,R0
132 ADD R2,R15,R0
133 SUB R3,R1,R2

```

```

134 AND R3,R9,R3
135 SLTI R4,0,R3
136 BEZ -,R8,R4
137 ADD R3,R14,R0
138 ADD R14,R15,R04
139 ADD R15,R3,R0

```

A Figura 8 mostra como o vetor está distribuído nos registradores:

- R11 = 4
- R12 = 3
- R13 = 2
- R14 = 5
- R15 = 1

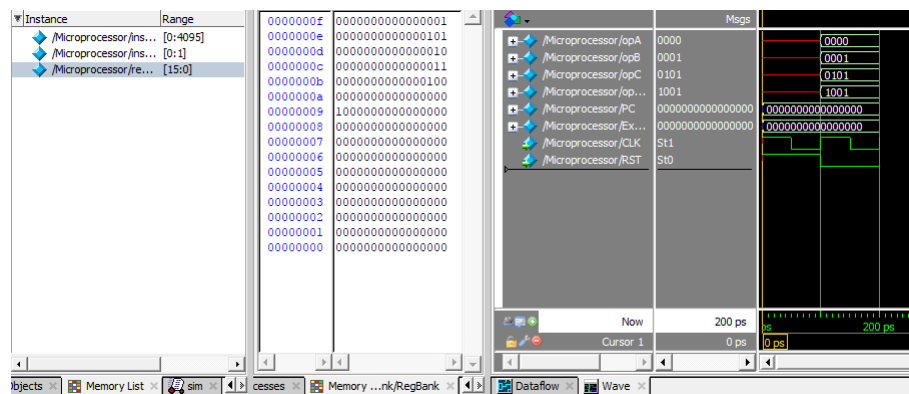


Figura 8. Início da ordenação

Repare que R9 possui o bit mais significativo com valor 1 e os outros bits 0, como dito anteriormente. A Figura 9 mostra o fim da simulação. Note que o vetor está ordenado e que a simulação terminou com 282 ciclos.

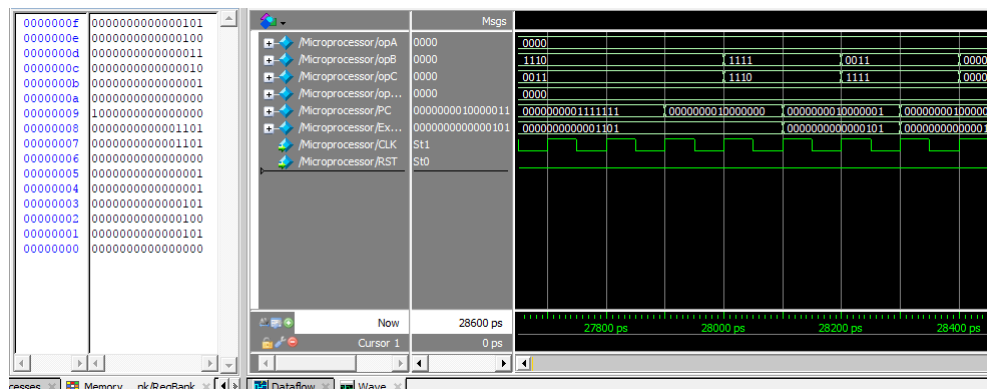


Figura 9. Fim da ordenação

Para mostrar a melhoria ao introduzir o pipeline, executamos o mesmo programa na implementação que não possuía o pipeline. A Figura 10 mostra o resultado desta execução. Note que, sem o pipeline, a execução termina somente por volta de 607 ciclos, significando que com o pipeline, neste programa, o ganho foi de aproximadamente 56% de tempo.

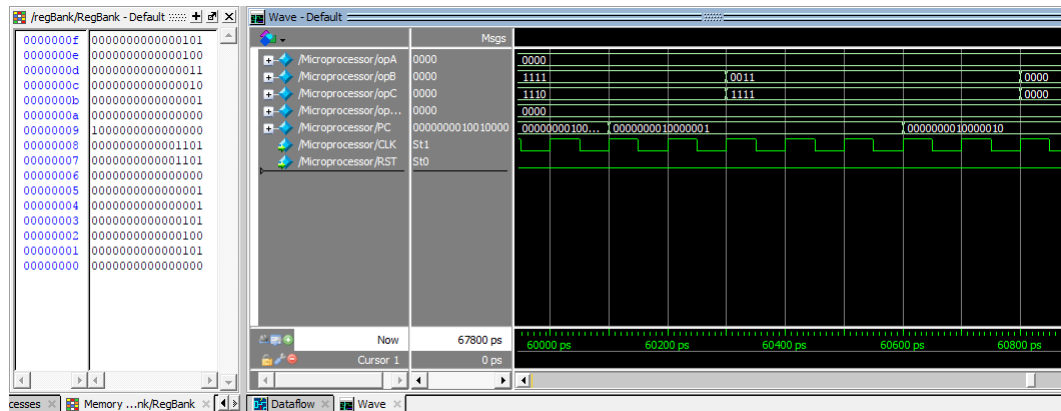


Figura 10. Fim da ordenação sem pipeline

6 Conclusão

A incorporação da *pipeline* de três estágios exigiu a introdução de *buffers* e unidades de controle adicionais no processador, complexificando consideravelmente o projeto. Os *branches* exigiram a introdução de um ciclo de *stall* para esperar pelo novo *Program Counter*, o que limitou os ganhos de velocidade de execução. A lógica de encaminhamento foi implementada para evitar *stalls* devido à *Hazards de dados*. Ao final, o ganho de desempenho obtido foi de cerca de 58% nos cenários de teste, o que mostra claramente a importância dos *pipelines* em processadores de alto desempenho.