

# **Appunti e Documentazione per Esercitazioni di Reti Logiche**

## **A.A. 2025/26**

Raffaele Zippo

15 ottobre 2025

# Indice

<b>1 Esercitazioni di Reti Logiche</b>	<b>7</b>
1.1 Chi tiene il corso . . . . .	7
<b>2 Introduzione</b>	<b>8</b>
2.1 Perché compilare, testare, debuggare . . . . .	8
2.2 Ambienti utilizzati . . . . .	8
2.3 Domande e ricevimenti . . . . .	8
<b>3 Ambienti di sviluppo</b>	<b>9</b>
3.1 Editor . . . . .	9
3.2 Ambiente assembler . . . . .	9
3.3 Ambiente Verilog . . . . .	10
3.4 Versioni dell'ambiente e alternative . . . . .	10
3.5 Ambiente per Windows 11 + WSL2 . . . . .	10
3.6 Ambiente per Linux nativo o devcontainer . . . . .	11
3.6.1 Utilizzo nativo . . . . .	11
3.6.2 Utilizzo tramite devcontainer . . . . .	12
3.7 Alternative fai da te . . . . .	12
3.8 Testare gli ambienti . . . . .	12
3.8.1 Assembler . . . . .	12
3.8.2 Verilog . . . . .	12
<b>4 Essere efficienti con VS Code</b>	<b>14</b>
4.1 Le basi elementari . . . . .	14
4.2 Le basi un po' meno elementari . . . . .	14
4.3 Editing multi-caret . . . . .	15
<b>I Assembler - Introduzione</b>	<b>16</b>
<b>5 Ambiente di sviluppo</b>	<b>17</b>
5.1 Struttura dell'ambiente . . . . .	17
5.2 Lanciare l'ambiente e primo programma . . . . .	17
<b>II Assembler - Esercitazioni</b>	<b>20</b>
<b>6 Esercitazione 1</b>	<b>21</b>
6.1 Premesse per programmi nell'ambiente del corso . . . . .	21
6.2 Esercizio 1.1 . . . . .	22
6.3 Uso del debugger . . . . .	24
6.4 Domande a risposta multipla . . . . .	27
6.4.1 15/07/2025, domanda 9 . . . . .	27
6.4.2 24/06/2025, domanda 9 . . . . .	28
6.4.3 09/09/2025, domanda 3 . . . . .	29
6.5 Esercizi per casa . . . . .	29
6.5.1 Esercizio 1.2: istruzioni stringa . . . . .	29
6.5.2 Esercizi 1.3 e 1.4 . . . . .	29
6.5.3 Esercizio 1.5 . . . . .	29
6.5.4 Esercizio 1.6 . . . . .	30

<b>7 Esercitazione 2</b>	<b>31</b>
7.1 Esercizio 2.1: esercizio d'esame 2025-09-09 . . . . .	31
7.1.1 Richiami su sottoprogrammi . . . . .	31
7.1.2 indigit_b7 . . . . .	32
7.1.3 innumber_b7 . . . . .	33
7.1.4 Divisibilità per 64 . . . . .	37
7.2 Domande a risposta multipla . . . . .	38
7.2.1 2025-01-08, domanda 3 . . . . .	38
7.2.2 2025-06-04, domanda 2 . . . . .	38
7.2.3 2025-02-11, domanda 1 . . . . .	39
<b>8 Esercitazione 3</b>	<b>40</b>
8.1 Soluzioni passo-passo esercizi per casa . . . . .	40
8.1.1 Esercizio 1.2: istruzioni stringa, soluzione passo-passo . . . . .	40
8.1.2 Esercizio 1.6: esercizio di debugging, soluzione passo-passo . . . . .	41
8.2 Esercizio 3.1: esercizio d'esame 2021-01-08 . . . . .	45
8.3 Esercizi per casa . . . . .	45
8.3.1 Esercizio 3.2 . . . . .	45
8.3.2 Esercizio 3.3 . . . . .	45
8.3.3 Esercizio 3.4 . . . . .	50
8.3.4 Esercizio 3.5 . . . . .	52
<b>III Assembler - Documentazione</b>	<b>54</b>
<b>9 Architettura x86</b>	<b>55</b>
9.1 Registri . . . . .	55
9.2 Memoria . . . . .	56
9.3 Spazio di I/O . . . . .	56
9.4 Condizioni al reset . . . . .	56
<b>10 Sezione .data</b>	<b>57</b>
10.1 Direttive di allocazione . . . . .	57
10.2 Valori letterali . . . . .	57
<b>11 Istruzioni processore x86</b>	<b>59</b>
11.1 Immediati . . . . .	59
11.2 Spostamento di dati . . . . .	60
11.3 Aritmetica . . . . .	60
11.4 Logica binaria . . . . .	62
11.5 Traslazione e Rotazione . . . . .	63
11.6 Controllo di flusso . . . . .	64
11.7 Operazioni condizionali . . . . .	64
11.8 Istruzioni stringa . . . . .	66
11.8.1 Repeat Instruction . . . . .	67
11.9 Altre istruzioni . . . . .	67
<b>12 Sottoprogrammi di utility</b>	<b>69</b>
12.1 Terminologia . . . . .	69
12.2 Caratteri speciali . . . . .	69
12.3 Sottoprogrammi . . . . .	70
<b>13 Debugger gdb</b>	<b>71</b>
13.1 Controllo dell'esecuzione . . . . .	71
13.1.1 Problemi con next . . . . .	72
13.2 Ispezione dei registri . . . . .	72
13.3 Ispezione della memoria . . . . .	72
13.4 Gestione dei breakpoints . . . . .	73
13.4.1 Conditional Breakpoints . . . . .	73
13.4.2 Watchpoints . . . . .	74
<b>14 Tabella ASCII</b>	<b>75</b>

<b>15 Ambiente d'esame e i suoi script</b>	<b>77</b>
15.1 Aprire l'ambiente . . . . .	77
15.2 Il terminale Powershell . . . . .	78
15.3 Eseguire gli script . . . . .	79
15.3.1 assemble.ps1 . . . . .	79
15.3.2 debug.ps1 . . . . .	79
15.3.3 run-single-test.ps1 . . . . .	79
15.3.4 run-multiple-tests.ps1 . . . . .	79
<b>IV Assembler - Appendice</b>	<b>80</b>
<b>16 Problemi comuni</b>	<b>81</b>
16.1 Setup dell'ambiente . . . . .	81
16.1.1 1. Ho trovato un ambiente assembler per Mac su Github, ma ho problemi ad usarlo . . . . .	81
16.1.2 2. Ho trovato un ambiente basato su DOS, usato precedentemente all'esame, ma ho problemi ad usarlo . . . . .	81
16.1.3 3. Lanciando il file assemble.code-workspace, mi appare un messaggio del tipo Unknown distro: Ubuntu . . . . .	81
16.1.4 4. Sto utilizzando una sistema Linux desktop, come uso l'ambiente senza virtualizzazione? . . . . .	81
16.2 Uso dell'ambiente . . . . .	82
16.2.1 5. Se premo <i>Run</i> su VS Code non viene lanciato il programma . . . . .	82
16.2.2 6. Provando a lanciare ./assemble.ps1 programma.s ricevo un errore del tipo ./assemble.ps1: line 1: syntax error near unexpected token . . . . .	82
16.2.3 7. Provando ad assemblare ricevo un warning del tipo warning: creating DT_TEXTREL in a PIE . . . . .	82
16.2.4 8. Provando ad assemblare ricevo un warning del tipo missing .note.GNU-stack section implies executable stack . . . . .	82
16.2.5 9. Ho modificato il codice per correggere un errore, ma quando assemblo e eseguo il codice, continuo a vedere lo stesso errore. . . . .	82
16.2.6 10. Dove trovo i file che scrivo nell'ambiente assembler? . . . . .	82
<b>V Verilog - Esercitazioni</b>	<b>84</b>
<b>17 Esercitazione 1</b>	<b>85</b>
17.1 Da schemi circuitali a codice . . . . .	85
17.2 Concetto di testbench . . . . .	86
17.3 Full adder, descrizione e sintesi di reti combinatorie . . . . .	90
<b>18 Esercitazione 2</b>	<b>93</b>
18.1 Errori comuni: i corto circuiti . . . . .	93
18.2 Uso efficiente di VS Code . . . . .	95
18.3 Esercizi d'esame . . . . .	95
18.4 Esercizio 2.1: parte combinatoria esame 2023-06-27 . . . . .	95
18.5 Esercizio 2.2: parte combinatoria esame 2023-01-31 . . . . .	98
18.5.1 Soluzione 1 . . . . .	98
18.5.2 Soluzione 2 . . . . .	100
<b>19 Esercitazione 3</b>	<b>103</b>
19.1 Reti sincronizzate . . . . .	103
19.1.1 Testbench e generatore di clock . . . . .	103
19.1.2 Primo esempio di rete sincronizzata: il contatore . . . . .	104
19.1.3 Mantenere un segnale per N cicli di clock . . . . .	106
19.1.4 Esercizio: Handshake e reti combinatorie . . . . .	108
19.1.5 Testbench con input e output per reti sincronizzate . . . . .	110
<b>20 Esercitazione 4</b>	<b>112</b>
20.1 Esercizio 4.1: Descrizione . . . . .	112
20.2 Esercizio 4.1: Sintesi della rete combinatoria . . . . .	114
20.3 Esercizio 4.1: Sintesi di rete sincronizzata . . . . .	114
20.3.1 Passo 0: ricopiare su un nuovo file . . . . .	115
20.3.2 Passo 1: rendere la descrizione omogenea . . . . .	115
20.3.3 Passo 2: separazione dei blocchi operativi . . . . .	116

20.3.4 Passo 3: variabili di comando . . . . .	117
20.3.5 Passo 4: variabili di condizionamento . . . . .	118
20.3.6 Passo 5: separare le parti . . . . .	119
20.3.7 Passo 6: la ROM . . . . .	121
<b>21 Esercitazione 5</b>	<b>123</b>
21.1 Esercizio 5.1: esame 2023-07-18 . . . . .	123
21.2 Esercizio 5.1: esame 2024-01-26 . . . . .	123
<b>22 Esercitazione 6</b>	<b>125</b>
22.1 Esercizio 6.1: esame 2024-07-16 . . . . .	125
22.2 Esercizio 6.2: esame 2024-09-10 . . . . .	127
<b>VI Verilog - Documentazione</b>	<b>128</b>
<b>23 Introduzione</b>	<b>129</b>
<b>24 Operatori</b>	<b>130</b>
24.1 Valori letterali ( <i>literal values</i> ) . . . . .	130
24.1.1 Estensione e troncamento . . . . .	130
24.2 Operatori aritmetici . . . . .	130
24.3 Operatori logici e bitwise . . . . .	130
24.3.1 Reduction operators . . . . .	131
24.4 Operatore di selezione [...] . . . . .	131
24.5 Operatore di concatenazione {...} . . . . .	132
24.5.1 Operatore di replicazione N{...} . . . . .	132
24.6 Operazioni comuni . . . . .	132
24.6.1 Estensione di segno . . . . .	132
24.6.2 Shift a destra e sinistra . . . . .	132
<b>25 Sintassi per reti combinatorie</b>	<b>133</b>
25.1 module . . . . .	133
25.1.1 input e output . . . . .	133
25.2 wire . . . . .	133
25.3 Usare un module in un altro module . . . . .	134
25.4 Tabelle di verità . . . . .	134
25.5 Multiplexer . . . . .	135
25.6 Reti parametrizzate . . . . .	135
<b>26 Sintassi per reti sincronizzate</b>	<b>137</b>
26.1 Istanziazione . . . . .	137
26.2 Collegamento a wire . . . . .	137
26.3 Struttura generale di un blocco always . . . . .	138
26.4 Comportamento al reset . . . . .	138
26.5 Aggiornamento al fronte positivo del clock . . . . .	138
26.6 Limitazioni della simulazione: temporizzazione, non-trasparenza e operatori di assegnamento . . . . .	139
<b>27 Simulazione ed uso di GTKWave</b>	<b>140</b>
27.1 Compilazione e simulazione . . . . .	140
27.1.1 Testbench con `timescale . . . . .	141
27.2 Waveform e debugging . . . . .	141
27.2.1 Zoom, ordinamento, formattazione . . . . .	142
27.2.2 Non specificati e alta impedenza . . . . .	142
27.2.3 Pulsante Reload . . . . .	142
27.2.4 Linea di errore . . . . .	142
<b>VII Verilog - Appendice</b>	<b>144</b>

<b>28 Simulatore processore sEP8</b>	<b>145</b>
28.1 Lancio di simulazioni . . . . .	145
28.2 Caricamento di programmi tramite ROM . . . . .	146
28.2.1 Riferimenti storici: le cartucce . . . . .	146
*	

# Capitolo 1

# Esercitazioni di Reti Logiche

Questa dispensa contiene appunti e materiali per le esercitazioni del corso di Reti Logiche, Laurea Triennale di Ingegneria Informatica dell'Università di Pisa, A.A. 2025/26.

Il contenuto presume conoscenza degli aspetti teorici già discussi nel corso, ricordando alla bisogna solo gli aspetti direttamente collegati con gli esercizi trattati.

## Materiale in costruzione

Questa dispensa contiene materiale in via di stesura, è messa a disposizione per essere utile quanto prima. Potrebbero esserci inesattezze o errori. Siete pregati, nel caso, di [segnalarlo](#).

Il contenuto di partenza è quello dell'anno precedente, e verrà sostituito man mano in base a quello che viene svolto a lezione. Aspettativi quindi che cambi *molto* durante il trimestre del corso.

## 1.1 Chi tiene il corso

Il corso è tenuto dal [Prof. Giovanni Stea](#). Le esercitazioni sono tenute dal [Dott. Raffaele Zippo](#). La pagina ufficiale del corso è [http://docenti.ing.unipi.it/~a080368/Teaching/RetiLogiche/index\\_RL.html](http://docenti.ing.unipi.it/~a080368/Teaching/RetiLogiche/index_RL.html).

# Capitolo 2

## Introduzione

### 2.1 Perché compilare, testare, debuggare

*If debugging is the process of removing bugs, then programming must be the process of putting them in.*  
Edsger W. Dijkstra

Si parta dal presupposto che fare errori *succede*. Meno è banale il progetto o esercizio, più è facile che da qualche parte si sbagli. La parte importante è riuscire a cogliere e rimuovere questi errori prima che sia troppo tardi, sia che si tratti di rilasciare un software in produzione o di consegnare l'esercizio a un esame.  
In queste esercitazioni vedremo questo processo in contesti specifici (software scritto in assembler e reti logiche descritte in Verilog) ma la linea si applica in generale in tutti gli altri ambiti dell'ingegneria informatica.  
Dunque il codice, di qualunque tipo sia, non va solo scritto, va *provato*. Come identificare, trovare e rimuovere gli errori è invece una capacità pratica che va *esercitata*.

### 2.2 Ambienti utilizzati

Gli strumenti a disposizione per provare e testare il codice, così come la loro praticità d'uso possono cambiare molto in base ad architettura, sistema operativo, e generale potenza delle macchine utilizzate.

Dato che il corso è collegato a un esame, ci si concentrerà sullo stesso ambiente che sarà disponibile all'esame, che è dunque basato su PC desktop con Windows 11 e architettura x86. Il software e le istruzioni a disposizione riguarderanno questa combinazione.

Per altre architetture e sistemi operativi, il supporto è sporadico e *best effort*, con nessuna garanzia da parte dei docenti che funzioni. Dovrete, con molta probabilità, litigare con il vostro computer per far funzionare il tutto.  
Una introduzione generale alle opzioni è in [Ambienti software](#).

### 2.3 Domande e ricevimenti

Siamo a disposizione per rispondere a domande, spiegare esercizi, colmare lacune. Gli orari ufficiali di ricevimento sono comunicati durante il corso e tenuti aggiornati sulle pagine personali. È sempre una buona idea scrivere prima, via email o Teams, per evitare impegni concomitanti o risolvere più rapidamente in via testuale. In caso di dubbi su esercizi, aiuta molto allegare il testo dell'esercizio (foto o pdf) e il codice sorgente (sempre e solo file testuale, non foto o file binari).

Non è raro che gli studenti si sentano in imbarazzo o comunque evitino di fare domande, quindi ci spendo qualche parola in più. Fuori dall'esame, è nostro compito insegnare, e questo include rispondere alle domande. È un *diritto* degli studenti chiedere ricevimenti e avere risposte. Avere dubbi o lacune è in questo contesto positivo, perché sapere di non sapere qualcosa è un primo passo per imparare.

# Capitolo 3

## Ambienti di sviluppo

In questo corso, scriveremo codice per programmi assembler e per descrivere reti logiche in Verilog. Per entrambi, utilizziamo un ambiente software che è lo stesso (o estremamente simile) a quello che si troverà all'esame.

### 3.1 Editor

Nelle esercitazioni e nella documentazione faremo riferimento a [VS Code](#), che è l'unico editor che si potrà utilizzare all'esame.

Non c'è però nessun obbligo a usare VS Code per le esercitazioni personali, qualunque editor di file di testo andrà bene. Anche un editor da terminale come `nano` o `vim`.

### 3.2 Ambiente assembler

Programmare in assembler vuol dire programmare per una specifica architettura di processori. L'architettura x86 è stata rimpiazzata nel tempo da x64, a 64 bit, che è del tutto retrocompatibile. Altre architetture (in particolare, ARM) hanno istruzioni, registri e funzionamento completamente diversi e non sono compatibili con x86. Usare una macchina con architettura diversa è inevitabilmente fonte di problemi.

L'ambiente fornito funziona con Linux x86 (o x64 o amd64, che significano la stessa cosa). Non funziona invece per processori arm64, come quelli usati da Mac o Windows on ARM.

Da una parte, si potrebbe pensare di esercitarsi scrivendo assembler per la propria architettura, anziché quella usata nel corso. Sorgono diversi problemi:

- dover imparare sintassi, meccanismi, registri completamente diversi;
- dover fare a meno o reingegnerizzarsi la libreria usata per l'input-output a terminale;
- dover comunque imparare l'assembler mostrato nel corso, perché quella sarà richiesta all'esame e supportata dalle macchine in laboratorio.

La seconda opzione è usare strumenti di virtualizzazione capaci di far girare un sistema operativo con architettura diversa. Sorge come principale problema l'ergonomicità ed efficienza di questa soluzione, che dipende molto dagli strumenti che si trovano e dalle caratteristiche hardware della macchina, che potrebbero essere non sufficienti.

Per chi ha una macchina ARM, sarà necessario trovare soluzioni di virtualizzazione o usare un'altra macchina dedicata (va bene qualunque cosa di qualunque potenza, purché x86). In ogni caso, *non offriamo nessun supporto diretto* a tali macchine. Lo ribadisco in rosso, perché chiesto spesso.

#### Nessun supporto diretto per Mac con ARM

Non testiamo né supportiamo ambienti per Mac con ARM, che non abbiamo a disposizione. Ci è stato detto che [UTM](#) può emulare l'architettura x86, affermazione che riportiamo senza alcuna garanzia. Non risponderemo a ulteriori domande a riguardo, soprattutto se parte delle [domande frequenti](#).

Oltre a questioni di architettura, abbiamo anche il sistema operativo, che è rilevante per gestire input e output da terminale. I programmi che scriveremo ed eseguiremo, così come quelli utilizzati per assemblare, gireranno in un terminale Linux. Nei pacchetti forniti e in sede di esame, si usa in particolare Ubuntu 24.04.

### Perché Linux?

Perché è molto più facile virtualizzare un ambiente Linux moderno in Windows o Mac che il contrario. In precedenza si usava MS-DOS, un sistema del 1981 facilmente emulabile, ma molto limitante data l'età.

Per assemblare, si usa gcc, per debuggare gdb. Per usarli però sono necessari comandi lunghi, che semplifichiamo usando script Powershell assemble.ps1 e debug.ps1.

### Perché Powershell?

Perché Powershell (2006) è object-oriented, e permette di scrivere script leggibili e manutenibili, in modo semplice. Bash (1989) è invece text-oriented, con una [lunga lista di trappole da saper evitare](#).

### 32 vs 64 bit

In realtà, i processori x86 a soli 32 bit non sono più in commercio da vent'anni. I processori che si trovano oggi sono x64, a 64 bit, e sono in grado di eseguire codice a 32 bit per retrocompatibilità. Nel corso, continuiamo ad usare l'istruzione set a 32 bit perché

2. è di complessità ridotta e sufficiente per i nostri scopi didattici,
2. il vecchio ambiente DOS, che qualcuno può trovare ancora utile, supporta solo x86.

## 3.3 Ambiente Verilog

L'ambiente Verilog non ha i problemi di quello assembler, perché quel che compiliamo (una rete simulabile) non è legato sistema operativo o all'architettura della CPU. Basta che si riescano ad installare

- iverilog e vvp
- GTKWave

## 3.4 Versioni dell'ambiente e alternative

L'ambiente dell'A.A. 2025/26 è leggermente diverso da quello degli anni precedenti. Le differenze riguardano solo aspetti di installazione e configurazione, il modo di utilizzo rimane pressoché invariato.

Se si ha già un ambiente funzionante, non c'è bisogno di fare nulla.

L'ambiente è fornito in due versioni:

- Windows 11 + WSL2
- Linux nativo o devcontainer

Questi contengono sia istruzioni per installazione e configurazione, sia le cartelle assembler e verilog con i file necessari per scrivere codice.

Tenere presente che non c'è bisogno di utilizzare lo stesso tipo di pacchetto o macchina per assembler e Verilog, le due scelte sono indipendenti.

## 3.5 Ambiente per Windows 11 + WSL2

### Download

Questo pacchetto supporta macchine Windows 11 x64, utilizza WSL2 per virtualizzare un sistema Ubuntu 24.04 per assembler, e applicazioni native per Verilog.

WSL2 è un sottosistema di Windows che permette di virtualizzare macchine Linux in modo semplice, e l'integrazione con VS Code tramite [l'estensione WSL](#) permette di scrivere codice fuori dalla macchina virtuale ed assemblare ed eseguire dentro la macchina virtuale. Questo ci permette di mantenere un ambiente grafico moderno mentre si lavora con un terminare Linux virtualizzato.

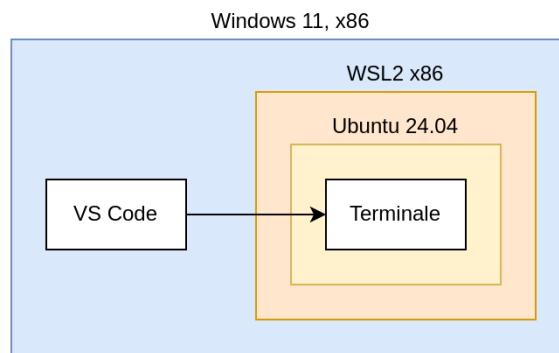


Figura 3.1: Schema dell'ambiente usato all'esame.

Il pacchetto dell'ambiente contiene le istruzioni passo passo per installare e configurare la macchina virtuale su una macchina Windows 11 con architettura x86.

Per l'ambiente Verilog, invece, ci sono sia installer precompilati [qui](#) che codice sorgente [qui](#) e [qui](#).

## 3.6 Ambiente per Linux nativo o devcontainer

### Download

Questo pacchetto supporta due scenari: una macchina con Linux x64, oppure [devcontainers](#) tramite Docker. Il pacchetto contiene le cartelle assembler e verilog con i file necessari per scrivere codice.

### 3.6.1 Utilizzo nativo

Per assembler, l'ambiente Linux deve essere in grado di

- Eseguire gli script powershell dell'ambiente
- Assemblare, usando gcc, programmi x86 scritti con sintassi GAS
- Eseguire programmi x86
- Debuggarli usando gdb

Per far questo su Ubuntu 24.04, i pacchetti da installare sono

- build-essential
- gcc-multilib
- gdb
- powershell ([guida](#))

Per Verilog, l'ambiente Linux deve essere in grado di

- Compilare simulazioni con iverilog
- Eseguire simulazioni con vvp
- Visualizzare waveform con gtkwave

Per far questo su Ubuntu 24.04, i pacchetti da installare sono

- iverilog
- gtkwave

#### Altro software per installazioni minime

Script e istruzioni si basano anche su due altri programmi: wget e file. Di solito sono inclusi di default per installazioni Desktop, ma su installazioni minime (come l'immagine Docker di Ubuntu 24.04) vanno installati

manualmente.

Una volta installato il software richiesto, per sviluppare basterà aprire le cartelle con VS Code.

### 3.6.2 Utilizzo tramite devcontainer

I [devcontainer](#) sono un'altra forma di virtualizzazione integrata in VS Code, basata su Docker anziché WSL. Il pacchetto include, nelle cartelle `.devcontainer`, i `Dockerfile` che installano il software necessario su immagini Ubuntu 24.04.

Una volta aperta la cartella con VS Code, usare il comando “Riapri in devcontainer”.

## 3.7 Alternative fai da te

Un'altra opzione molto utile di VS Code è lo sviluppo remoto tramite [SSH](#) usando [questa estensione](#). In questo caso, invece di collegarsi a un ambiente di sviluppo virtualizzato, questo risiede su un'altra macchina a cui ci si collega aprendo un terminale SSH.

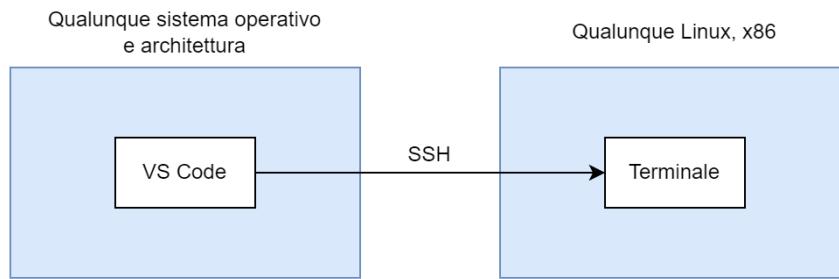


Figura 3.2: Schema di un ambiente che usa SSH.

Da notare che le macchine sono distinte “concettualmente”: niente ci vieta di avere una macchina virtuale (e.g. VirtualBox) al posto di una macchina fisicamente distinta.

## 3.8 Testare gli ambienti

I pacchetti includono dei file per *testare* che l'ambiente sia utilizzabile.

### 3.8.1 Assembler

Il file `test-ambiente.s` contiene il codice di un semplice programma che si limita a stampare `ok..`. Provare ad assemblarlo, eseguirlo e debuggarlo.

```

PS /workspaces/assembler> ./assemble.ps1 ./test-ambiente.s
PS /workspaces/assembler> ./test-ambiente
Ok.
PS /workspaces/assembler> ./debug.ps1 ./test-ambiente
GNU gdb (Ubuntu 15.0.50.20240403-0ubuntu1) 15.0.50.20240403-git
[output di poca utilità]
Breakpoint 1, _main () at /workspaces/assembler/test-ambiente.s:7
7      _main:  nop
(gdb) qq
PS /workspaces/assembler>

```

### 3.8.2 Verilog

Il file `test-ambiente.v` contiene il codice di una semplice testbench con registro da 1 bit che cambia valore, e stampa `ok..` a terminale prima di terminare. Provare a compilare ed eseguire la simulazione, e poi osservarne la waveform.

```
PS /workspaces/verilog> iverilog -o sim ./test-ambiente.v
PS /workspaces/verilog> vvp ./sim
VCD info: dumpfile waveform.vcd opened for output.
Ok.
./test-ambiente.v:10: $finish called at 20 (1s)
PS /workspaces/verilog> gtkwave ./waveform.vcd
[output di poca utilità]
PS /workspaces/verilog>
```

# Capitolo 4

## Essere efficienti con VS Code

VS Code è l'editor disponibile in sede d'esame e mostrato a lezione. Come ogni strumento di lavoro, è una buona idea imparare ad usarlo bene per essere più rapidi ed efficaci. Questo si traduce, in genere, nel prendere l'abitudine di usare meno il mouse e più la tastiera, usando le dovute scorciatoie e combinazioni di tasti.

In questa documentazione ci focalizziamo sulle combinazioni per Windows, che sono quelle che troverete all'esame. Evidenzierò con una  le combinazioni più importanti e probabilmente meno note.

### Salvare i file

Fra le cause dei vari errori per cui riceviamo richieste d'aiuto, una delle più frequenti è che i file modificati non sono stati salvati. Un file modificato ma non salvato è indicato da un pallino nero nella tab in alto, e le modifiche non saranno visibili a altri programmi come gcc e iverilog.

Si consiglia di salvare spesso e abitualmente, usando `ctrl + s`.

### 4.1 Le basi elementari

Quando si scrive in un editor, il testo finisce dove sta il cursore (in inglese *caret*). È la barra verticale che indica dove stiamo scrivendo. Si può spostare usando le frecce, non solo destra e sinistra ma anche su e giù. Usando font monospace, infatti, il testo è una matrice di celle delle stesse dimensioni, ed è facile prevedere dove andrà il caret anche mentre ci si sposta tra le righe.

Vediamo quindi le combinazioni più comuni.

	Tasti	Cosa fa
	Tenere premuto shift	Seleziona il testo seguendo il movimento del cursore.
	<code>ctrl + c</code>	Copia il testo selezionato.
	<code>ctrl + v</code>	Incolla il testo selezionato.
	<code>ctrl + x</code>	Taglia (cioè copia e cancella) il testo selezionato.
	<code>ctrl + f</code>	Cerca all'interno del file.
	<code>ctrl + h</code>	Cerca e sostituisce all'interno del file.
	<code>ctrl + s</code>	Salva il file corrente.
	<code>ctrl + shift + p</code>	Apre la Command Palette di VS Code.

### 4.2 Le basi un po' meno elementari

Si può spostare il cursore in modo ben più rapido che un carattere alla volta.

	Tasti	Cosa fa
	<code>ctrl + freccia sx o dx</code>	Sposta il cursore di un <i>token</i> (in genere una parola, ma dipende dal contesto).
	<code>home</code> (inizio in italiano, più spesso  )	Sposta il cursore all'inizio della riga.
	<code>end</code> (fine in italiano)	Sposta il cursore alla fine della riga.
	<code>ctrl + shift + f</code>	Cerca all'interno della cartella/progetto/...
	<code>ctrl + shift + h</code>	Cerca e sostituisce all'interno della cartella/-progetto/...
	<code>alt + freccia su/giù</code>	Sposta la riga corrente (o le righe selezionate) verso l'alto/basso.
	<code>crtl + alt + freccia su/giù</code>	Copia la riga corrente (o le righe selezionate) verso l'alto/basso.

## 4.3 Editing multi-caret

Normalmente c'è un cursore, e ogni modifica fatta viene applicata dov'è quel singolo cursore.

Negli esempi che seguono, userò | per indicare un cursore, e coppie di \_ come delimitatori del testo selezionato.

Contenu|to dell'editor

Premendo A

ContenuA|to dell'editor

L'idea del multi-caret è di avere più di un cursore, per modificare più punti del testo allo stesso tempo. Questo è utile se abbiamo più punti del testo con uno stesso pattern.

	Tasti	Cosa fa
☆	ctrl + d	Aggiunge un cursore alla fine della prossima occorrenza del testo selezionato.
	esc	Ritorno alla modalità con singolo cursore.

Vediamo un esempio.

```
Prima |_riga dell'editor
Seconda riga dell'editor
Terza riga dell'editor
```

Si comincia selezionando del testo.

```
Prima _riga_| dell'editor
Seconda riga_| dell'editor
Terza riga dell'editor
```

Usiamo ora ctrl + d per mettere un nuovo caret dopo la prossima occorrenza di "riga".

```
Prima _riga_| dell'editor
Seconda _riga_| dell'editor
Terza riga dell'editor
```

Abbiamo ora due caret e se facciamo una modifica verrà fatta in tutti e due i punti. Premendo per esempio e, andremo a sovrascrivere la parola "riga" in entrambi i punti.

```
Prima e| dell'editor
Seconda e| dell'editor
Terza riga dell'editor
```

Entrambi i cursori seguiranno indipendentemente anche gli altri comandi: movimento per caratteri, movimento per token, selezione, copia e incolla.

Per sfruttare questo, conviene scrivere codice secondo pattern in modo da facilitare questo tipo di modifiche. Per esempio, è utile avere cose che vorremmo poi modificare contemporaneamente su righe diverse, in modo da sfruttare home e end in modalità multi-cursore.

Vedremo in particolare come la sintesi di reti sincronizzate diventa molto più semplice se si sfrutta appieno l'editor.

# **Parte I**

## **Assembler - Introduzione**

# Capitolo 5

## Ambiente di sviluppo

In questo corso, programmeremo assembler per architettura x86, a 32 bit. Useremo la sintassi GAS (anche nota come AT&T), usando la linea di comando in un sistema Linux. Utilizzeremo degli script appositi per assemblare, testare e debuggare. Questi script non fanno che chiamare, semplificandone l'uso, gcc e gdb.

Per istruzioni per installare e configurare il proprio ambiente, vedere [qui](#). Qui vedremo più da vicino il sistema utilizzato all'esame, basato su Windows 11 + WSL.

### Informazione a rischio aggiornamento

Fino all'A.A. 2024/25, nei laboratori si è utilizzato Windows + WSL come spiegato qui. Ciò è ancora da confermare per l'A.A. 2025/26. Ogni eventuale cambiamento sarà a impatto pratico minimo.

### 5.1 Struttura dell'ambiente

I programmi che scriveremo ed eseguiremo, così come quelli utilizzati per assemblare, gireranno in un terminale Linux.

Nell'ambiente d'esame, si usa un Ubuntu 24.04 virtualizzato tramite [WSL](#) su macchina Windows 11. Come editor usiamo [Visual Studio Code](#) con l' [estensione per lo sviluppo in WSL](#).

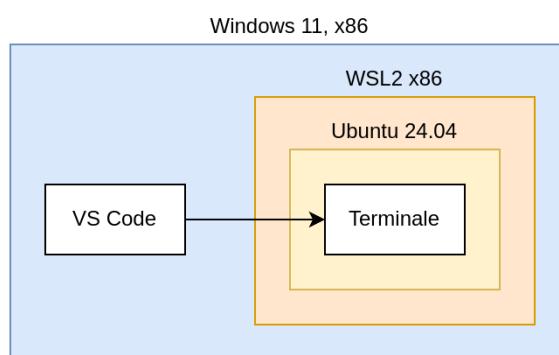
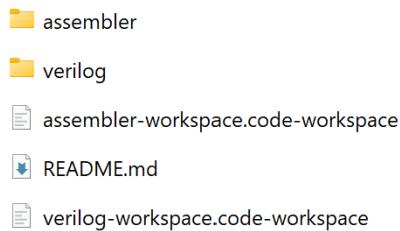


Figura 5.1: Schema dell'ambiente usato all'esame.

Questo ci permette di mantenere un ambiente grafico moderno mentre si lavora con un terminale Linux virtualizzato.

### 5.2 Lanciare l'ambiente e primo programma

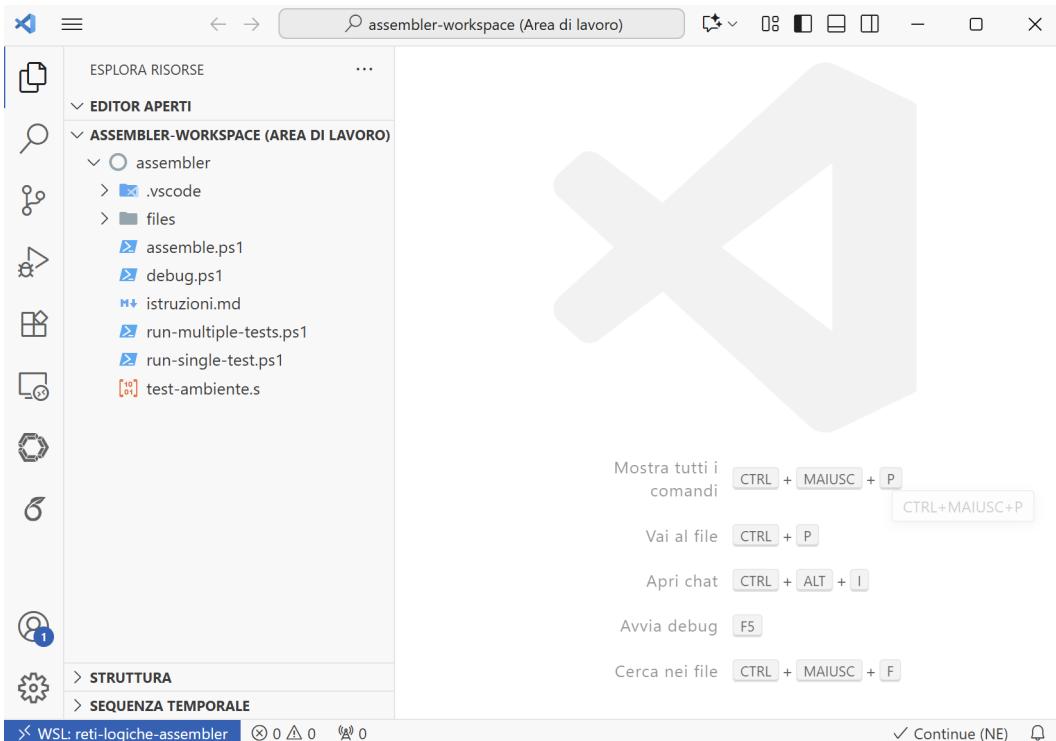
Una volta eseguiti i passi dell'installazione, avremo una cartella `C:/reti_logiche` con contenuto come da figura.



Il file assembler-workspace.code-workspace lancerà VS Code, collegandosi alla macchina virtuale WSL e la cartella di lavoro C:/reti\_logiche/assembler.

Questo file è configurato per l'ambiente Windows + WSL, per automatizzare l'avvio. Se si usa un ambiente diverso, il file andrà modificato di conseguenza.

La finestra VS Code che si aprirà sarà simile alla seguente.



Nell'angolo in basso a sinistra, WSL: reti-logiche-assembler sta a indicare che l'editor è correttamente connesso alla macchina virtuale (compare una dicitura simile se si usa SSH).

I file e cartelle mostrati nell'immagine sono quelli che ci si deve aspettare dall'ambiente vuoto.

Il file test-ambiente.s è un semplice programma per verificare che l'ambiente funzioni.

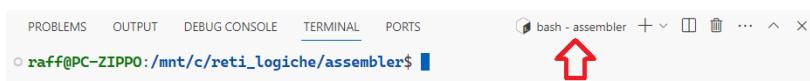
```
.include "./files/utility.s"

.data
messaggio: .ascii "Ok.\r"

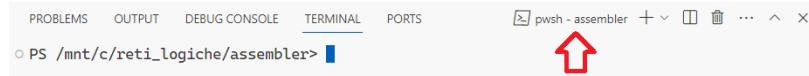
.text
_main:
nop
lea messaggio, %ebx
call outline
ret
```

Apriamo quindi un terminale in VS Code (Terminale > Nuovo Terminale). Per poter lanciare gli script, il terminale deve essere Powershell, non bash.

Non così:



Ma così:



Per cambiare shell si può usare il bottone + sulla destra, o lanciare il comando pwsh senza argomenti.

Se si preferisce, in VS Code si può aprire un terminale anche come tab dell'editor, o spostandolo al lato anziché in basso.

A questo punto possiamo lanciare il comando per assemblare il programma di test.

```
./assemble.ps1 ./test-ambiente.s
```

Dovremmo adesso vedere, tra i file, il binario test-ambiente. Lo possiamo eseguire con ./test-ambiente, che dovrebbe stampare Ok..



## **Parte II**

# **Assembler - Esercitazioni**

# Capitolo 6

## Esercitazione 1

La caratteristica principale del programmare in assembler è che le operazioni a disposizione sono solo quelle messe a disposizione dal processore. Infatti, l'assemblatore fa molto poco: dopo aver sostituito le varie label con indirizzi, traduce ciascuna istruzione, nell'ordine in cui sono presenti, nel diretto corrispettivo binario (il cosiddetto linguaggio macchina). Questo binario è poi eseguito direttamente dal processore. Dato un algoritmo per risolvere un problema, i passi base di questo algoritmo devono essere istruzioni comprese dal processore, e siamo quindi limitati dall'hardware e le sue caratteristiche.

Per esempio, dato che il processore non supporta `mov` da un indirizzo di memoria a un altro indirizzo di memoria, non possiamo fare questa operazione con una sola istruzione: dobbiamo invece scomporre in `mov src, %eax`, `mov %eax, dest`, assicurandoci nel frattempo di non aver perso alcun dato importante prima contenuto in `%eax`.

Per svolgere gli esercizi, bisogna quindi imparare a scomporre strutture di programmazione già note (come if-then-else, cicli, accesso a vettore) nelle operazioni elementari messe ad disposizione dal processore, usando il limitato numero di registri a disposizione al posto di variabili, e tenendo presente quali operazioni da fare con quali dati, senza un sistema di tipizzazione ad aiutarci.

### 6.1 Premesse per programmi nell'ambiente del corso

Unica eccezione alla logica di cui sopra sono i sottoprogrammi di ingresso/uscita, forniti tramite `utility.s`: questi interagiscono con il terminale tramite il *kernel* usando il meccanismo delle *interruzioni*, concetti che avrete il tempo di esplorare in corsi successivi. Qui ci limiteremo a seguirne le specifiche, documentate [qui](#), per leggere o stampare a video numeri, caratteri, o stringhe. Per esempio, parte di queste specifiche è l'uso del carattere di ritorno carrello `\r` come terminatore di stringa. Per usarli, però, va istruito l'assemblatore di aggiungere questi sottoprogrammi al nostro codice, con

```
.include "./files/utility.s"
```

Un altro aspetto importante è dove comincia e finisce il nostro programma: *nell'ambiente del corso*, il punto di ingresso è la label `_main` e quello di uscita è la corrispondente istruzione `ret`. Per motivi di debugging, che saranno chiari più avanti, si tende a cominciare il programma con una istruzione `nop`.

Inoltre, la distinzione tra zona `.data` e `.text` è importante. Dato che durante l'esecuzione sono *entrambi* caricati in memoria, per motivi di sicurezza il kernel Linux ci impedirà di eseguire indirizzi in `.data` o di scrivere in indirizzi in `.text`. Dimenticarsi di dichiararli porta a eccezioni durante l'esecuzione.

Infine, l'assemblatore non vede di buon occhio la mancanza di una riga vuota alla fine del file. Per evitare messaggi di warning inutili, meglio aggiungerla.

Detto ciò, possiamo quindi comprendere il [programma di test](#), che non fa che stampare "Ok." a terminale e poi termina:

```
.include "./files/utility.s"

.data
messaggio: .ascii "Ok.\r"

.text
_main:
    nop
    lea message, %ebx
    call outline
    ret
```

### Queste premesse si applicano solo a questo corso

Le istruzioni di questa sezione sono relative all'ambiente del corso. La direttiva `.include "./files/utility.s"` ricopia il codice del file `utility.s`, fornito nell'ambiente del corso. Le specifiche dei sottoprogrammi (uso dei registri, `\r` come carattere di terminazione, etc.) sono conseguenza di come è scritto questo codice, che ha a che fare con scelte fatte da noi, per esempio per mantenere la retrocompatibilità con il vecchio ambiente DOS utilizzato precedentemente sempre in questo corso. L'uso di `_main` e `ret` (peraltro, senza alcun valore di ritorno), così come il comportamento del terminale, sono anche questi relativi all'ambiente usato.

Non sono assolutamente concetti validi in generale, per altri assembler e altri ambienti. Tenete questo ben presente nel caso vi avvicinaste allo sviluppo di assembler in altri contesti.

## 6.2 Esercizio 1.1

Partiamo da un esercizio con le seguenti specifiche

1. Leggere messaggio da terminale.
2. Convertire le lettere minuscole in maiuscolo.
3. Stampare messaggio modificato.

Per i passi 1 e 3 possiamo usare i sottoprogrammi di utility `inline` e `outline` ([documentazione](#)). Cominciamo riservando in memoria, nella sezione data, spazio per le due stringhe.

```
.data
```

```
msg_in: .fill 80, 1, 0
msg_out: .fill 80, 1, 0
```

Per la lettura useremo

```
mov $80, %cx
lea msg_in, %ebx
call inline
```

Per la scrittura invece useremo

```
lea msg_out, %ebx
call outline
```

Quel che manca ora è il punto 2. Dobbiamo (capire come) fare diverse cose:

- ricopiare `msg_in` in `msg_out` carattere per carattere
- controllare tale carattere, per capire se è una lettera minuscola
- se sì, cambiare tale carattere nella corrispondente maiuscola

Cominciamo dal capire il primo punto, cioè come ricopiare il messaggio, ignorando per ora la gestione dei caratteri minuscoli.

Come scorrere i due vettori? Abbiamo due opzioni: usare un indice per accesso indicizzato, o due puntatori da incrementare. Anche sulla condizione di terminazione abbiamo due opzioni: fermarsi dopo aver processato il carattere di ritorno carrello `\r`, o dopo aver processato 80 caratteri.

Per questo esercizio, sceglieremo la prima opzione per entrambe le scelte. Se usassimo C, scriveremmo qualcosa simile a questo:

```
char[] msg_in, msg_out;
...
int i = 0;
char c;
do   c = msg_in[i]; // si può trasformare c qui msg_out[i] = c; i++; while (c != '\r')
```

In assembler, questo si può scrivere così:

```
lea msg_in, %esi
lea msg_out, %edi
mov $0, %ecx
loop:
    movb (%esi, %ecx), %al
    # si può trasformare %al qui
    movb %al, (%edi, %ecx)
    inc %ecx
    cmp $0x0d, %al # $0x0d è equivalente a '$\r'
    jne loop
```

Ci sono diversi aspetti da sottolineare. Il primo è che nell'accesso con indice, a differenza del C, abbiamo completo controllo sia di come è calcolato l'indirizzo di accesso, sia sulla dimensione della lettura in memoria.

Prendiamo il caso di `movb (%esi, %ecx), %al`. Ricordiamo che il formato dell'indirizzamento con indice è `offset(%base, %indice, 1)`, dove l'indirizzo è calcolato come `offset + %base + (%indice * scala)`. Dunque (`%esi, %ecx`) è, implicitamente, `0(%esi, %ecx, 1)`, dove l'`1` indica il fatto che ci spostiamo di un byte alla volta. Dato l'indirizzo, però, in abbiamo controllo di quanti byte leggere, questa volta tramite il suffisso `b` o, implicitamente, tramite la dimensione del registro di destinazione `%al`.

In C, tutti questi aspetti sono gestiti automaticamente come conseguenza dell'uso del tipo `char`, che è appunto di 1 byte. In assembler, dobbiamo starci attenti noi. Infatti, il processore esegue le istruzioni senza alcun controllo (né cognizione) su che tipo di dato stiamo cercando di accedere e dove.

Prima di passare al resto del punto 2, vale la pena provare a comporre il programma così com'è, testarlo ed eseguirlo. Infatti, è sempre una buona idea trovare i bug quanto prima, e quanto più è semplice il codice scritto tanto più lo è trovare la fonte del bug. Il codice scritto finora è scaricabile [qui](#), e questo è l'output che otteniamo provando ad assemblarlo ed eseguirlo.

```
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./assemble.ps1 ./esercitazioni/1/maiusc_p1.s
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./esercitazioni/1/maiusc_p1
questo E' UN test
questo E' UN test
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler>
```

Passiamo adesso ai punti ignorati prima, ossia controllare che il carattere letto sia una minuscola, e nel caso cambiare in maiuscola. Per controllare che un carattere sia una lettera minuscola, ci basta ricordare che i caratteri ASCII hanno una codifica binaria ordinata: `char c è minuscola se c >= 'a' && c <= 'z'`.

Per cambiare invece una minuscola in maiuscola, notiamo sempre dalla tabella ASCII che, per lo stesso motivo, la distanza tra 'a' e 'A' è la stessa di qualunque altra coppia di maiuscola-minuscola. Tale distanza è 32: ci basta infatti sottrarre 32 a una minuscola per ottenere la corrispondente maiuscola, e aggiungere 32 per fare il contrario. Guardando alla rappresentazione in base 2, notiamo che l'operazione è (non per caso) ancora più semplice: essendo  $32 = 2^5$ , si tratta di mettere il bit in posizione 5 a 0 o 1, usando `and`, `or` o `xor` con maschere appropriate.

Detto ciò, il codice C diventa:

```
char[] msg_in, msg_out;
...
int i = 0;
char c;
do   c = msg_in[i];  if(c >= 'a' && c <= 'z')    c = c & 0xdf;  msg_out[i] = c;  i++; while (c != '\r')
```

La notazione esadecimale `0xdf` corrisponde a `1101 1111`. Fare un `and` con tale maschera lascia tutti i bit invariati tranne quello in posizione 5, che viene resettato. Per esempio

```
0x63 0110 0011  'c'
AND 0xdf 1101 1111
-----
= 0x43 0101 0011  'C'
```

### Il controllo non è opzionale

Domanda: se vogliamo che tutte le lettere siano maiuscole, non basta resettare il bit 5 a prescindere, e non fare il controllo?

Risposta: no, perché ci sono altri caratteri ASCII con il bit 5 a 1 che non sono affatto lettere. Per esempio, il carattere spazio di codifica `0x20`.

Questo si traduce nel seguente assembler:

```
lea msg_in, %esi
lea msg_out, %edi
mov $0, %ecx
loop:
movb (%esi, %ecx), %al
cmp $'a', %al
jb post_check
cmp $'z', %al
ja post_check

and $0xdf, %al      # 1101 1111 -> l'and resetta il bit 5

post_check:
movb %al, (%edi, %ecx)
inc %ecx
cmp $0x0d, %al
jne loop
```

Notiamo che le due condizioni nell'if vanno rimaneggiate per essere tradotte da C ad assembler, infatti saltiamo a `post_check`, dopo l'istruzione di conversione, se le condizioni non sono verificate.  
Il codice finale è quindi il seguente, scaricabile [qui](#) come file sorgente.

```
.include "./files/utility.s"

.data
msg_in: .fill 80, 1, 0
msg_out: .fill 80, 1, 0

.text
_main:
nop
punto_1:
    mov $80, %cx
    lea msg_in, %ebx
    call inline
    nop
punto_2:
    lea msg_in, %esi
    lea msg_out, %edi
    mov $0, %ecx
loop:
    movb (%esi, %ecx), %al
    cmp $'a', %al
    jb post_check
    cmp $'z', %al
    ja post_check
    and $0xdf, %al
post_check:
    movb %al, (%edi, %ecx)
    inc %ecx
    cmp $0x0d, %al
    jne loop
punto_3:
    lea msg_out, %ebx
    call outline
    nop
fine:
    ret
```

Le label `punto_1`, `punto_2`, `punto_3` e `fine` sono, come è facile verificare, del tutto opzionali. Sono però utili ai fini del debugging, che presentiamo ora.

Sono da notare le `nop` aggiunte prima tra le `call` alle righe 13 e 33 e le successive label: queste sono un workaround per ovviare a un problema di `gdb`, che spiegherò più avanti.

## 6.3 Uso del debugger

*Debugging is like being the detective in a crime movie where you are also the murderer.*

[Filipe Fortes](#)

La parola *debugger* suggerisce da sé che sia uno strumento per rimuovere bug ma, purtroppo, questo non vuol dire che lo strumento li rimuove da solo. Infatti, quello in cui ci è utile il debugger è trovare i bug, seguendo l'esecuzione del programma passo passo e controllando il suo stato per capire dov'è che il suo comportamento differisce da quanto ci aspettiamo. Da lì, spesso indagando a ritroso e con un po' di intuito, si può trovare le istruzioni incriminate e correggerle.

### Uno strumento per essere più efficienti

Domanda: sembra complicato, non è più facile rileggere il codice?

Risposta: sì, lo è. Ma, in genere, quando basta rileggere è perché si è fatto un errore di digitazione, non di ragionamento. Saper usare il debugger significa sapersi tirare fuori *velocemente* da errori che richiederebbero rileggere a fondo tutto il codice.

Il debugger che usiamo è `gdb`, che funziona da linea di comando. Questo parte da un binario eseguibile, che verrà eseguito passo passo come da noi indicato.

Per semplicità d'uso, l'ambiente ha uno script `debug.ps1`, da lanciare con

```
./debug.ps1 nome-eseguibile
```

Lo script fa dei controlli, tra cui assicurarsi che si sia passato *l'eseguibile* e non *il sorgente*, lancia il debugger con alcuni comandi tipici già inseriti (imposta un breakpoint a `_main` e lancia il programma), e ne definisce altri per comodità d'uso (`rr` e `qq`, per riavviare il programma o uscire senza dare conferma).

Vediamo come usarlo, lanciando il debugger sul programma realizzato nell'esercizio precedente. Dopo un sezione di presentazione del programma, abbiamo del testo del tipo

```
Breakpoint 1, _main () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s:9
9          nop
(gdb)
```

Un breakpoint è un punto del programma, in genere una linea di codice, dove si desidera che il debugger ferma l'esecuzione. Avendo impostato il primo breakpoint a `_main`, vediamo infatti che il programma si ferma alla prima istruzione relativa, che è appunto la `nop`. Importante: il debugger si ferma *prima* dell'esecuzione della riga indicata. Vediamo poi che il debugger richiede input: infatti possiamo interagire con il debugger *solo* quando il programma è fermo. Possiamo fare tre cose in particolare:

- Osservare il contenuto di registri e indirizzi di memoria (`info registers` e `x`),
- Impostare nuovi breakpoints (`break`),
- Continuare l'esecuzione in modo controllato (`step` e `next`) o fino al prossimo breakpoint (`continue`)

Vediamoli in azione. Cominciamo con il proseguire fino alla riga 13.

```
Breakpoint 1, _main () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s:9
9          nop
(gdb) step
punto_1 () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s:11
11          mov $80, %cx
(gdb) s
12          lea msg_in, %ebx
(gdb) s
13          call inline
(gdb)
```

Notiamo che `gdb` accetta sia comandi per esteso sia abbreviati, per esempio per `step` va bene anche `s`. Con questi 3 `step`, abbiamo eseguito le prime tre istruzioni ma *non* la `call` a riga 13. Possiamo controllare lo stato dei registri usando `info registers`, abbreviabile con `i r`.

```
(gdb) i r
eax          0x66          102
ecx          0x50          80
edx          0x2d          45
ebx          0x56559066    1448448102
esp          0xfffffc06c
ebp          0xfffffc078
esi          0xf7fb2000    -134537216
edi          0xf7fb2000    -134537216
eip          0x5655676e    0x5655676e <punto_1+10>
eflags        0x282        [ SF IF ]
cs           0x23          35
ss           0x2b          43
ds           0x2b          43
es           0x2b          43
fs           0x0            0
gs           0x63          99
(gdb)
```

**Notare:** è un caso trovare i registri già inizializzati a 0, come qui mostrato.

Questo ci da info su diversi registri, molti dei quali non ci interessano. Possiamo specificare quali registri vogliamo, anche di dimensioni minori di 32 bit.

```
(gdb) i r cx ebx
cx          0x50          80
ebx         0x56559066    1448448102
(gdb)
```

La prossima istruzione, se lasciamo il programma eseguire, è una `call`. In questo caso, abbiamo due scelte: proseguire nella chiamata al sottoprogramma (andando quindi alle istruzioni di `inline`, definite in `utility.s`), od oltre la chiamata, andando quindi direttamente alla riga 14. Questa è la differenza fra `step` e `next`: `step` prosegue dentro i sottoprogrammi, mentre `next` prosegue finché il sottoprogramma non ritorna.

È qui però che è rilevante la presenza della `nop` aggiunta a riga 14, prima di `parte_2`. `next` infatti continua fino alla

prossima istruzione della sezione corrente del codice, che è in questo caso punto\_1. Se però tale sezione termina subito dopo la call, e non esiste quindi una successiva istruzione nella stessa sezione, allora usando next il programma continuerà fino alla terminazione. Aggiungere la `nop` ovvia al problema essendo una successiva istruzione ancora parte di punto\_1.

```
13      call inline
(gdb) n
questo e' un test
14      nop
(gdb)
```

Da notare che “questo e’ un test” è proprio l’input inserito da tastiera durante l’esecuzione di `inline`. Eseguire il programma un’istruzione alla volta può risultare molto lento. Per esempio, quando vogliamo osservare cosa succede a una particolare iterazione di un loop. Per questo ci aiutano `break` e `continue`. Nell’esempio che segue, sono usati per raggiungere rapidamente la quarta iterazione.

```
(gdb) b loop
Breakpoint 2 at 0x56556785: file /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s, line 20.
(gdb) c
Continuing.

Breakpoint 2, loop () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s:20
20      movb (%esi, %ecx), %al
(gdb) i r ecx
ecx          0x0              0
(gdb) c
Continuing.

Breakpoint 2, loop () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s:20
20      movb (%esi, %ecx), %al
(gdb) i r ecx
ecx          0x1              1
(gdb) c
Continuing.

Breakpoint 2, loop () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s:20
20      movb (%esi, %ecx), %al
(gdb) c
Continuing.

Breakpoint 2, loop () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/1/maiusc.s:20
20      movb (%esi, %ecx), %al
(gdb) i r ecx
ecx          0x3              3
(gdb)
```

L’ultima operazione base da vedere è osservare valori in memoria. Il comando `x` sta per *examine memory* ma, a differenza degli altri comandi, esiste solo in forma abbreviata. Il comando ha 4 argomenti:

- `N`, il numero di “celle” consecutive della memoria da leggere;
- `F`, il formato con cui interpretare il contenuto di tali “celle”, per esempio `d` per decimale e `c` per ASCII;
- `U`, la dimensione di ciascuna “cella”: `b` per 1 byte, `h` per 2 byte, `w` per 4 byte;
- `addr`, l’indirizzo in memoria da cui cominciare la lettura.

Il formato del comando è `x/NFU addr`. Gli argomenti `N`, `F` e `U` sono, di default, *gli ultimi utilizzati*. Questo è infatti un comando *con memoria*. Quando non sono specificati, si dovrà omettere anche lo `/`. L’argomento `addr` si può passare come

- costante esadecimale, per esempio `x 0x56559066`;
- label preceduta da `&`, per esempio `x &msg_in`;
- registro preceduto da `$`, per esempio `x $esi`;
- espressione basata su aritmetica dei puntatori, per esempio `x (int*)&msg_in+$ecx`.

L’ultima opzione è abbastanza ostica da sfruttare, vedremo come evitarla con una tecnica alternativa. Vediamo degli esempi tornando al debugging del nostro primo programma:

```
(gdb) x/20cb &msg_in
0x56559066: 113 'q' 117 'u' 101 'e' 115 's' 116 't' 111 'o' 32 ' ' 101 'e'
0x5655906e: 39 '\' 32 ' ' 117 'u' 110 'n' 32 ' ' 116 't' 101 'e' 115 's'
0x56559076: 116 't' 13 '\r' 10 '\n' 0 '\000'
(gdb) x/20cb &msg_out
0x565590b6: 81 'Q' 85 'U' 69 'E' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000'
0x565590be: 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000'
0x565590c6: 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000' 0 '\000'
(gdb) x/20cb $esi
0x56559066: 113 'q' 117 'u' 101 'e' 115 's' 116 't' 111 'o' 32 ' ' 101 'e'
0x5655906e: 39 '\' 32 ' ' 117 'u' 110 'n' 32 ' ' 116 't' 101 'e' 115 's'
0x56559076: 116 't' 13 '\r' 10 '\n' 0 '\000'
```

In questo programma usiamo un'indirizzamento con indice per leggere e scrivere lettere nei vettori. Infatti, vediamo che il registro `esi` punta sempre alla prima lettera del vettore, e abbiamo bisogno di usare anche `ecx` per sapere qual è la lettera che il programma intende processare in questa iterazione del loop.

Per usare la sintassi menzionata sopra, dovremmo ricordarci come tradurre (`%esi`, `%ecx`) in un'espressione di aritmetica dei puntatori. Una alternativa molto agevole è invece la scomposizione dell'istruzione `movb` (`%esi`, `%ecx`), `%al` in due: una `lea` e una `mov`. Infatti, ricordiamo che la `lea` ci permette di calcolare un indirizzo, anche se con composto con indice, e salvarlo in un registro. Possiamo per esempio scrivere

```
lea (%esi, %ecx), %ebx
movb (%ebx), %al
```

In questo modo, l'indirizzo della lettera da leggere sarà contenuto in `ebx`, cosa che possiamo sfruttare nel debugger con il comando `x/1cb $ebx`.

Come ultime indicazioni sul debugger, menzionate il comando `layout regs`, che mostra a ogni passo i registri e il codice da eseguire, e i comandi `r`, per riavviare il programma e `q`, per terminare il debugger. Le versioni `qq` e `rr`, definite ad hoc nell'ambiente di questo corso, fanno lo stesso senza richiedere conferma.

## 6.4 Domande a risposta multipla

Vedremo ora delle domande a risposta multipla, riguardanti assembler e aritmetica. Prima però un disclaimer, che sembra purtroppo necessario.

### Studiare per l'esame, non l'esame

Le domande e gli esercizi dell'esame di Reti Logiche sono pensati perché, con la dovuta conoscenza e comprensione degli argomenti del programma del corso, sia agevole arrivare alla risposta/soluzione. Cioè domanda + conoscenze. È invece difficile e controproducente cercare di fare il contrario: non basta fissare domande e risposte per riuscirne a derivare conoscenze di alcun tipo. Anzi, le conoscenze necessarie sono quasi del tutto assenti dal testo delle domande e delle risposte, quelle le trovate nel *materiale di studio* del corso.  
Questo disclaimer è dato nella speranza di scongiurare il frequente caso di studenti che ignorano lezioni, dispense, libri di testo e ricevimenti, cercando invece di trovare autonomamente "strategie più dirette". Ripetendo poi l'esame più e più volte.

### 6.4.1 15/07/2025, domanda 9

```
mov 0x00, 0xFF
```

Nell'architettura x86 l'istruzione scritta sopra:

- copia la costante `0x00` (su 8 bit) nella cella di memoria di indirizzo `0xFF`
- copia il contenuto della cella di memoria di indirizzo `0x00` dentro la cella di indirizzo `0xFF`
- viene accettata dall'assemblatore solo se completata con un suffisso (`b`, `w`, `l`)
- nessuna delle precedenti

Per prima cosa, ricordiamo le sintassi per operandi *immediati*: con `$0x00` si rappresenta il byte `0x00`, mentre con solo `0x00` si rappresenta l'*indirizzo* `0x00`. Verrebbe quindi da rispondere *b*, *o* o *c* se ci si accorgesse che non c'è nulla a indicare la dimensione dello spostamento.

Tuttavia il dubbio è inutile, perché la `mov` nell'architettura x86 non supporta affatto lo spostamento tra un indirizzo di memoria a un altro; serve l'istruzione stringa `movs` per farlo (che richiede infatti di esplicitare sempre `b`, `w` o `l`). La risposta giusta è quindi la *d*.

### 6.4.2 24/06/2025, domanda 9

```

var0: .byte 0x30, 0x31
var1: .word 0x100, 0x120
var2: .long var0+3
...
mov var2, %ebx
mov (%ebx), %al

```

Alla fine del segmento di codice scritto sopra, al contiene

- b. 0x01
- b. 0x20
- b. var0+3
- b. Nessuna delle precedenti

Questo è un genere di esercizio che può trarre in inganno perché la risposta *non si trova affatto* sempre allo stesso modo.

Ciò che è *in comune* sono le cose che vanno sapute fare:

- ricostruire il layout in memoria dei dati, e quindi la corrispondenza tra un indirizzo e il byte corrispondente
- distinguere le varianti di operandi immediati e forme di indirizzamento
- distinguere `lea` e `mov`

A fini didattici, svolgerò per intero la ricostruzione del layout in memoria, *poi* guarderò a cosa fa il programma. All'esame, fate il contrario.

Cominciamo dalla prima riga: all'indirizzo `var0` c'è il byte `0x30`, a `var0+1` il byte `0x31`.

Passiamo quindi alla seconda riga: deriviamo innanzitutto che, se questi nuovi dati cominciano a `var1`, allora deve essere `var1 = var0 + 2`.

In questa riga i dati sono *word*, ossia valori scritti su due byte. Ricordiamo che l'architettura è *little-endian*, ossia **little end first**: il byte meno significativo viene scritto prima.

Dunque, la `word 0x0100` (il primo `0` è implicito) viene suddivisa nei due byte `0x01` e `0x00`, e salvati in memoria nell'ordine `0x00` (a `var0 + 2`) `0x01` (a `var0 + 3`). Seguono, per la stessa ragione, `0x20` (a `var0 + 4`) e `0x01` (a `var0 + 5`). Infine, alla terza riga abbiamo `var2: .long var0+3`: questo è il *valore di un indirizzo*, non il *contenuto di un indirizzo*. Questo valore verrà calcolato *poi* dall'assemblatore (o altri... è complicato) in base all'indirizzo a partire dal quale verrà allocata questa sezione `.data`. Dunque non possiamo prevederne il valore a priori, ma possiamo prevedere che punterà al byte più significativo della prima word in `var1`: `0x01`.

Ora abbiamo un'idea completa di questa sezione `.data`, e possiamo passare allo svolgimento del programma.

La prima istruzione è `mov var2, %ebx`, dove il primo operando è un *indirizzo immediato*. Quello che fa la `mov`, quindi, è copiare il *valore all'indirizzo 'var2'* nel registro `%ebx`. Dato che `%ebx` è a 32 bit, tale copia sarà a 32 bit (cioè, è implicitamente una `movl`). Dunque, `%ebx` conterrà l'indirizzo `var0+3`.

La seconda istruzione è `mov (%ebx), %al`, dove il primo operando è un *indirizzamento tramite registro*. Quello che fa la `mov`, quindi, è copiare il *valore all'indirizzo contenuto in '%ebx'* in `%al`. Dato che `%al` è a 8 bit, questa è implicitamente una `movb`. Dunque, è `0x01` che viene copiato in `%al`.

La risposta corretta è la *a*.

#### Andare dritti al punto

Per svolgere il ragionamento di sopra, e tutte le sue varianti, c'è bisogno di padroneggiare i *pochi* concetti elencati sopra.

In un vero contesto d'esame, è consigliato partire dal programma (*poche istruzioni*) e svolgere direttamente e solo i calcoli richiesti da tale programma. Per esempio, in questo esercizio è stato del tutto inutile discutere dei byte a `var0` e della seconda word di `var1`.

#### Debugger come strumento di verifica

Il modo più diretto per controllare un esercizio di questo tipo è assemblarlo e vedere con il debugger il contenuto di registri e memoria. Per esempio, con il comando `x/4xb &var1` si può verificare che i byte a partire da `var1` sono proprio quelli detti sopra.

### 6.4.3 09/09/2025, domanda 3

```
add %al, %bl
```

Dopo l'istruzione riportata sopra, quale delle seguenti configurazioni degli operandi scrive 1 dentro OF, e 1 dentro CF ?

- c. al = 0100\_0000, bl = 0100\_0000
- c. al = 1000\_0000, bl = 1000\_0000
- c. al = 1111\_1111, bl = 0000\_0001
- c. Nessuna delle precedenti

Per rispondere, ricapitoliamo come si comportano l'istruzione add e i flag OF e CF.

Si parte dal fatto che la somma di numeri naturali e numeri interi in complemento alla radice (CR) eseguono *esattamente le stesse operazioni*. Quindi abbiamo una sola istruzione add che va usata sia che gli operandi vadano interpretati come naturali, sia che vadano interpretati come interi.

Per il processore, però, non c'è nulla che indichi se siamo nell'uno o nell'altro caso. Dunque, i flag relativi vengono popolati in ogni caso, e sta a noi controllare i flag giusti in base all'operazione svolta.

Il flag CF viene settato a 1 (0 altrimenti) se la somma, interpretata come somma fra naturali, produce riporto. In altre parole, se il risultato naturale non sta sul numero di bit previsto, in questo caso 8, che può contenere solo naturali tra 0 e 255. Questo è il caso delle risposte b e c : per b abbiamo  $128 + 128 = 256$ , per c  $255 + 1 = 256$ , dove  $256 = 1\_{0000\_0000}$  non sta su 8 bit. Invece, per a abbiamo  $64 + 64 = 128$ , ossia  $1000\_0000$ , che sta tranquillamente su 8 bit.

Il flag OF viene settato a 1 (0 altrimenti) se la somma, interpretata come somma fra interi, produce overflow. In altre parole, se il risultato intero non sta sul numero di bit previsto, in questo caso 8, che può contenere solo interi (in CR) tra -128 e +127. Questo è il caso delle risposte a e b : per a abbiamo  $64 + 64 = 128$ , che in CR si rappresenta con  $0\_{1000\_0000}$ , per b abbiamo  $-128 + (-128) = -256$ , che in CR si rappresenta come  $1\_{0000\_0000}$ . Invece, per c abbiamo  $-1 + 1 = 0$ , ossia  $0000\_0000$ .

Dato che la b verifica entrambi i criteri, è la risposta giusta.

## 6.5 Esercizi per casa

Parte fondamentale delle esercitazioni è *fare pratica*. Per questo, vengono lasciati alcuni esercizi per casa. Le soluzioni di alcuni di questi saranno discusse nelle esercitazioni successive.

### 6.5.1 Esercizio 1.2: istruzioni stringa

L'esercizio 1.1 compie un'operazione ripetuta su vettori. Legge da un vettore, una cella alla volta, ne manipola il contenuto, poi lo scrive su un altro vettore. Questo genere di operazioni è adatto per l'uso delle *istruzioni stringa*. Riscrivere quindi il programma sfruttando questo set di istruzioni:

1. Leggere messaggio da terminale.
2. Convertire le lettere minuscole in maiuscolo, usando le istruzioni stringa.
3. Stampare messaggio modificato.

### 6.5.2 Esercizi 1.3 e 1.4

Scrivere dei programmi che si comportano come gli esercizi 1.1 e 1.2, tranne che per il fatto di convertire da maiuscolo in minuscolo anziché il contrario.

### 6.5.3 Esercizio 1.5

Scrivere un programma che, a partire dalla sezione .data che segue (e scaricabile [qui](#)), conta e stampa il numero di occorrenze di numero in array.

```
.include "./files/utility.s"
.data
```

```
array:    .word 1, 256, 256, 512, 42, 2048, 1024, 1, 0
array_len: .long 9
numero:   .word 1
```

#### 6.5.4 Esercizio 1.6

Quello che segue (e scaricabile [qui](#)) è un tentativo di soluzione dell'esercizio precedente. Contiene tuttavia uno o più bug. Trovarli e correggerli.

```
.include "./files/utility.s"

.data
array:    .word 1, 256, 256, 512, 42, 2048, 1024, 1, 0
array_len: .long 9
numero:   .word 1

.text

_main:
nop
mov $0, %cl
mov numero, %ax
mov $0, %esi

comp:
cmp array_len, %esi
je fine
cmpw array(%esi), %ax
jne poi
inc %cl

poi:
inc %esi
jmp comp

fine:
mov %cl, %al
call outdecimal_byte
ret
```

# Capitolo 7

## Esercitazione 2

### 7.1 Esercizio 2.1: esercizio d'esame 2025-09-09

Vediamo ora un esercizio d'esame, del 09 Settembre 2025 (l'ultimo appello). Il testo con soluzione si trova [qui](#).

#### Provare da sé

Provare a svolgere da sé l'esercizio, prima di guardare la soluzione o andare oltre per la discussione.

L'esercizio ci chiede di

- Leggere un numero di 4 cifre in base 7
- Stamparlo in notazione decimale (base 10)
- Testare e stampare se è divisibile per 64, senza usare `div`

In particolare, ci è chiesto di risolvere il primo punto scrivendo due sottoprogrammi:

- `indigit_b7`, per la lettura di una cifra in base 7,
- `innumber_b7`, per la lettura di un numero a 4 cifre in base 7.

Per entrambi, dovremo gestire l'input ignorando caratteri inattesi: cioè, il programma deve comportarsi come se non fosse stato premuto niente, non stampando nulla e restando in attesa di un carattere corretto (in questo caso, un numero da 0 a 6 ).

#### 7.1.1 Richiami su sottoprogrammi

Partiamo da cosa significa scrivere un sottoprogramma. Un sottoprogramma è un blocco di istruzioni riutilizzabile: si entra nel sottoprogramma con una `call` e, alla fine di questo, tramite `ret` si ritorna al chiamante riprendendo dall'istruzione successiva alla `call`. È infatti questo il meccanismo che sfruttiamo quando utilizziamo i sottoprogrammi di utility, come nello snippet che segue.

```
...
mov $'h', %ah
mov $'l', %al
call outchar # chiamata a sottoprogramma
cmp $'h', %ah
je ok
...
```

Il sottoprogramma `outchar` ci dice, nella sua documentazione, che si occupa di stampare il carattere che trova in `%al`, in questo caso `l`.

Parte di ciò che rende un sottoprogramma *utile* è che faccia quello che dice, e non altro: per esempio, da questa lettura della documentazione ci aspettiamo che il contenuto di `%ah` non sia modificato, e che quindi la `je` avrà sempre successo.

Elenchiamo quindi gli aspetti principali di un sottoprogramma:

1. Ci si entra con una `call`, si esce con una `ret`;
1. Ha input e output (registri, memoria, I/O) chiaramente documentati;
1. Non modifica alcun registro, locazione di memoria o I/O al di fuori quanto documentato.

Quando si viola il terzo punto si parla di effetti collaterali, che è un errore.

### 7.1.2 indigit\_b7

Cominciamo quindi a delineare la nostra `indigit_b7` partendo da la sua struttura e documentazione:

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di una cifra in base 7
# Ne lascia il valore in %al
indigit_b7:
    ...
    ret
```

Guardiamo ora al requisito di ignorare caratteri inattesi: il sottoprogramma dovrebbe leggere un carattere e controllare se "va bene", se sì lo stampa e continua altrimenti torna a leggere un altro carattere. Questo non è che un ciclo.

Per quanto riguarda il criterio, si tratta di fare un confronto tra caratteri ASCII, dato che i valori sono consecutivi: tutte le cifre tra 0 e 6 sono, nella [tabella ASCII](#), tra i valori 0x30 e 0x36.

Riassumiamo vedendo come si farebbe in pseudo-C.

```
bool continua = true;
char c;
while(continua)  c = inchar(); // legge un carattere senza farne eco  if(c < '0' || c > '6')    continua = true;
outchar(c); // stampa il carattere letto
```

Traducendo questo loop in assembler, otteniamo:

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di una cifra in base 7
# Ne lascia il valore in %al
indigit_b7:
    #
    # ...
indigit_b7_loop:
    call inchar
    cmp '$0', %al
    jb indigit_b7_loop
    cmp '$6', %al
    ja indigit_b7_loop
    # arrivati qui, il carattere è ok
    call outchar
    #
    # ...
    ret
```

Adesso abbiamo un carattere tra 0 e 6, dobbiamo convertirlo in un *valore* tra 0 e 6. Ricordiamo infatti che il valore di un carattere ASCII è un byte generalmente diverso da quello che rappresenta, cioè '\$0' non è uguale a \$0.

Per convertire da uno all'altro, ricordiamo che le rappresentazioni dei caratteri sono ordinate, e quindi possiamo ottenere un indice per *differenza*: per esempio '1' - '0' = 1. Aggiungendo questa sottrazione, otteniamo:

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di una cifra in base 7
# Ne lascia il valore in %al
indigit_b7:
    #
    # ...
indigit_b7_loop:
    call inchar
    cmp '$0', %al
    jb indigit_b7_loop
    cmp '$6', %al
    ja indigit_b7_loop
    # arrivati qui, il carattere è ok
    call outchar
    sub '$0', %al
    #
    ret
```

Quello che manca è controllare gli effetti collaterali. In questo caso non ce ne sono: le istruzioni di `indigit_b7`, così come la `inchar`, sporcano solo `%al` che è lo stesso registro che utilizziamo per l'output. `outchar` invece non modifica nessun registro. Quindi, per questo sottoprogramma, non c'è bisogno di aggiungere `push` e `pop`.

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di una cifra in base 7
# Ne lascia il valore in %al
indigit_b7:
indigit_b7_loop:
    call inchar
    cmp '$0', %al
    jb indigit_b7_loop
    cmp '$6', %al
    ja indigit_b7_loop
    # arrivati qui, il carattere è ok
    call outchar
    sub '$0', %al
    ret
```

### Perché usare due label per `indigit_b7` e `indigit_b7_loop`?

Nel caso visto sopra è chiaramente una distinzione inutile. Consideriamo però un sottoprogramma leggermente diverso, che usa un altro registro come output, per esempio `%bl`, senza distinguere le due label. L'usare un altro registro significa che il valore di `%al` va preservato, usando `push` e `pop`.

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di una cifra in base 7
# Ne lascia il valore in %bl
indigit_b7:
push %ax      # push/pop sono solo da 32 o 16 bit, non 8
call inchar
cmp $'0', %al
jb indigit_b7
cmp $'6', %al
ja indigit_b7
# arrivati qui, il carattere è ok
call outchar
sub $'0', %al
pop %ax
ret
```

Questo codice ha un bug: con questa struttura, facciamo una nuova push ogni volta che si inserisce un carattere non riconosciuto. Però, in fondo, si ha solo una pop. Questo significa che si arriva alla `ret` con lo stack sporco: questo causa crash del programma (se va bene e non si trovano istruzioni nel punto a caso in cui salta).

È quindi una buona regola, per evitare errori difficili da debuggere, distinguere le label di ingresso dei sottoprogrammi dalle label utilizzate per fare cicli.

Arrivati a questo punto, abbiamo il sottoprogramma `indigit_b7` che possiamo utilizzare per ottenere da terminale una cifra in base 7, e trovarne il valore (compreso tra 0 e 6) in `%al`.

Possiamo verificarne il funzionamento cominciando a scrivere il resto del programma per testarlo ([download](#)).

```
.include "./files/utility.s"

.data

.text
_main:
nop
call indigit_b7
call newline
call outdecimal_byte
ret

# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di una cifra in base 7
# Ne lascia il valore in %al
indigit_b7:
indigit_b7_loop:
call inchar
cmp $'0', %al
jb indigit_b7_loop
cmp $'6', %al
ja indigit_b7_loop
# arrivati qui, il carattere è ok
call outchar
sub $'0', %al
ret
```

Eseguendo questo programma, otteniamo

```
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./assemble.ps1 ./lezioni/2/2025-09-09-p1.s
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./lezioni/2/2025-09-09-p1
5
5
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler>
```

### 7.1.3 innumber\_b7

Passiamo ora a scrivere `innumber_b7`, per la lettura di un numero a 4 cifre in base 7. Definiamo prima cosa vogliamo che faccia. Sarebbe infatti utile che questo sottoprogramma si occupi di convertire la sequenza di 4 cifre nel numero naturale rappresentato.

Bisogna prima però chiedersi: quanto sarà grande questo naturale, quanti bit servono? Questo si chiama *fare il dimensionamento*, ed è una parte importante per tutti gli esercizi che toccano l'aritmetica. Il numero naturale più

grande che si può scrivere con 4 cifre in base 7 è  $7^4 - 1 = 2400$ . Quindi non ci basta un registro a 8 bit ( $2^8 - 1 = 255$ ), ma ce ne basta uno a 16 bit ( $2^{16} - 1 = 65535$ ).

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di un numero naturale di 4 cifre in base 7
# Ne lascia il valore in %ax
innumber_b7:
...
ret
```

Siano  $b_3, b_2, b_1, b_0$  le 4 cifre in base 7, ciascuna compresa tra 0 e 6. Il numero naturale rappresentato da queste 4 cifre sarà  $b_3 \cdot 7^3 + b_2 \cdot 7^2 + b_1 \cdot 7^1 + b_0 \cdot 7^0$ . Abbiamo quindi bisogno di

- leggere le 4 cifre (possiamo usare `indigit_b7`)
- moltiplicare ciascuna cifra per una potenza di 7
- poi sommare questi valori tra di loro. Cominciamo a vedere, in pseudo-C, come potremmo fare questa cosa, ricordandoci che in assembler possiamo fare operazioni aritmetiche (`add`, `mul`) solo fra due operandi alla volta.

```
// per semplicità, il codice che segue non tiene in considerazione i dimensionamenti per le mul...
int b_3 = indigit_b7();
int b_2 = indigit_b7();
int b_1 = indigit_b7();
int b_0 = indigit_b7();

int p_3 = b_3 * 343; // 7*7*7
int p_2 = b_2 * 49; // 7*7
int p_1 = b_1 * 7;
int p_0 = b_0;

int n = ((p3 + p2) + p1) + p0;
```

Questa scomposizione funziona, e potremmo effettivamente tradurla in una implementazione. C'è un vincolo importante, però: dove mettiamo tutte queste variabili intermedie? Ricordiamo che abbiamo sempre 3 opzioni:

- registri
- memoria statica (`.data`)
- stack

La prima opzione è preferibile (anche per performance) ma i registri sono limitati, e potrebbe essere difficile gestirli. La seconda opzione funziona, ma è la meno elegante: richiede che il sottoprogramma abbia il proprio spazio di memoria dedicato *sempre* allocato (equivale ad una funzione C che utilizzi variabili globali). La terza opzione è invece la migliore quando si tratta di usare la memoria in sottoprogrammi: non a caso, un compilatore C utilizza per le variabili locali proprio lo stack.

A fini didattici, vediamo prima come fare questo con lo stack. Dobbiamo prima riordinare le operazioni del nostro pseudo-C per rendere l'idea fattibile. Attenzione: possiamo riordinare i calcoli, ma non l'ordine di input, perché l'utente scriverà sempre il numero partendo dalla cifra più significativa.

### **push e pop non a 8 bit**

Ricordiamo che le istruzioni `push` e `pop` supportano solo operandi a 16 e 32 bit, non 8. Dobbiamo quindi estendere su almeno 16 bit per utilizzare lo stack.

```
// per semplicità, il codice che segue non tiene in considerazione i dimensionamenti per le mul...

// fase 1: calcolo prodotti e push
al = indigit_b7();
ax = al * 343;
push(ax);

al = indigit_b7();
ax = al * 49;
push(ax);

al = indigit_b7();
ax = al * 7;
push(ax);

al = indigit_b7();
ax = al;
push(ax);
```

```
// fase 2: pop e sommatoria
ax = 0;
// b_0
bx = pop();
ax += bx;
// += b_1 * 7
bx = pop();
ax += bx;
// += b_2 * 7 * 7
bx = pop();
ax += bx;
// += b_3 * 7 * 7 * 7
bx = pop();
ax += bx;
```

Per tradurre questo in assembler, dobbiamo risolvere i problemi di dimensionamento per utilizzare correttamente la `mul`. Infatti, la `mul` a 8 bit accetta operandi a 8 bit, lasciando un risultato a 16 bit in `%ax`. La `mul` a 16 bit accetta operandi a 16 bit, lasciando un risultato a 32 bit in `%dx %ax`.

Noi però vogliamo moltiplicare, ad un certo punto, per 343, che non sta su 8 bit ( $> 255$ ). Quello che dobbiamo fare, almeno per quel passaggio, è quindi utilizzare la `mul` a 16 bit ignorando la parte alta del risultato in `%dx` (sappiamo, per dimensionamento, che sarà `0x0000`).

#### Utilizzare costanti quando possibile

In questo esercizio abbiamo potenze di 7, come  $7^3$ . Si potrebbe pensare di calcolare questo nel programma, con una serie di `mul`. Sarebbe però uno sforzo del tutto inutile, sia in termini di codice che di cicli del processore.

Se infatti possiamo calcolare in anticipo il risultato (la calcolatrice si può usare) è meglio scriverlo direttamente come costante nel codice, e usare i commenti per dire qual'è il calcolo che vi sta dietro.

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di un numero naturale di 4 cifre in base 7
# Ne lascia il valore in %ax
innumber_b7:
    # push dei registri sporcati
    push %bx
    push %dx      # sporcato dalla mul a 16 bit

    # fase 1: calcolo prodotti e push
    call indigit_b7
    mov $0, %ah
    mov $343, %bx
    mul %bx
    push %ax

    call indigit_b7
    mov $49, %bl
    mul %bl
    push %ax

    call indigit_b7
    mov $7, %bl
    mul %bl
    push %ax

    call indigit_b7
    mov $0, %ah
    push %ax

    # fase 2: pop e sommatoria
    mov $0, %ax
    # b_0
    pop %bx
    add %bx, %ax
    # += b_1 * 7
    pop %bx
    add %bx, %ax
    # += b_2 * 7 * 7
    pop %bx
    add %bx, %ax
    # += b_3 * 7 * 7 * 7
    pop %bx
    add %bx, %ax

    # pop dei registri sporcati
    pop %dx
```

```
pop %bx
ret
```

Questa implementazione del sottoprogramma è la migliore? No. Però funziona, cosa che è l'obiettivo principale da raggiungere.

Infatti, possiamo verificarlo con un programma di test ([download](#)). Notiamo che, visto che il risultato è un naturale su 16 bit, ci basterà usare `outdecimal_word` per stamparne la rappresentazione decimale.

### Versione senza stack

Il sottoprogramma scritto sopra utilizza lo stack per gestire i quattro valori intermedi da calcolare e, infine, sommare. Questa tecnica è utile in generale, soprattutto per conti più complessi che richiedono molte più istruzioni (e registri) per ciascun passaggio intermedio.

Tuttavia, è facile osservare che questo calcolo non è così complesso. Infatti, potremmo usare un altro registro come appoggio per calcolare la somma *mentre leggiamo nuove cifre, senza passare per lo stack*.

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di un numero naturale di 4 cifre in base 7
# Ne lascia il valore in %ax
innumber_b7:
    # push dei registri sporcati
    push %bx
    push %cx
    push %dx      # sporcato dalla mul a 16 bit

    # inizializzazione registro d'appoggio
    mov $0, %cx

    call indigit_b7
    mov $0, %ah
    mov $343, %bx
    mul %bx
    add %ax, %cx

    call indigit_b7
    mov $49, %bl
    mul %bl
    add %ax, %cx

    call indigit_b7
    mov $7, %bl
    mul %bl
    add %ax, %cx

    call indigit_b7
    mov $0, %ah
    add %ax, %cx

    # riprendiamo il risultato dal registro d'appoggio
    mov %cx, %ax

    # pop dei registri sporcati
    pop %dx
    pop %cx
    pop %bx

ret
```

[Qui](#) il programma di test per questa versione.

### Versione con loop scalabile

Le versioni sopra hanno un grosso limite: tutti e 4 i casi per le 4 cifre vengono gestiti "a mano". Passare a un numero  $n$  di cifre richiederebbe scrivere  $n$  blocchi di codice simili, ma con costanti diverse.

Per trovare un'alternativa iterativa dobbiamo partire dalla formula, capendo come trasformarla per renderla iterativa.

$$\begin{aligned} & b_3 \cdot 7^3 + b_2 \cdot 7^2 + b_1 \cdot 7^1 + b_0 \\ &= (b_3 \cdot 7^2 + b_2 \cdot 7 + b_1) \cdot 7 + b_0 \\ &= ((b_3 \cdot 7 + b_2) \cdot 7 + b_1) \cdot 7 + b_0 \end{aligned}$$

Possiamo generalizzare questo per una qualunque base  $\beta$  e numero di cifre  $n$ . Sia  $x$  il numero naturale di  $n$  cifre in base  $\beta$ , se aggiungo una cifra a destra, sia questa  $b$ , ottengo allora il numero naturale  $x \cdot \beta + b$ . Riflettendoci, c'è anche un modo più immediato per arrivarci: aggiungere una cifra a destra equivale a fare uno shift a sinistra (base  $\beta$ ) delle cifre che si hanno già, a cui poi sommiamo la nuova cifra.

Possiamo quindi scrivere un algoritmo iterativo che, utilizzando questa espressione, calcola man mano il numero naturale inserito dall'utente. Questo significa però che se *almeno una* delle moltiplicazioni dovrà essere a 16 bit, allora tutte le `mul` del ciclo dovranno esserlo.

```
# Legge e fa eco, ignorando caratteri inattesi, di un numero naturale di 4 cifre in base 7
# Ne lascia il valore in %ax
innumber_b7:
    push %bx
    push %cx
    push %dx # sporcato dalle mul a 16 bit

    mov $0, %bx
    mov $4, %cl;
innumber_b7_loop:
    # check fine ciclo
    cmp $0, %cl
    je innumber_b7_fine
    # shift a sinistra (base 7) del numero letto finora
    mov $7, %ax
    mul %bx
    mov %ax, %bx
    # leggo la nuova cifra e la sommo
    call indigit_b7
    mov $0, %ah
    add %ax, %bx
    # nuova iterazione
    dec %cl
    jmp innumber_b7_loop

innumber_b7_fine:
    mov %bx, %ax
    pop %dx
    pop %cx
    pop %bx

    ret
```

Da notare che questa versione è non solo più breve, ma anche molto più scalabile. Ci basterà infatti cambiare soltanto il valore con cui inizializziamo `%cl` e il dimensionamento dei registri utilizzati per supportare altri valori di  $n$  diversi da 4 : possiamo gestire fino a 5 cifre base 7 mantenendo il risultato su 16 bit, e fino a 11 cifre base 7 passando a 32 bit.

[Qui](#) il programma di test per questa versione.

#### 7.1.4 Divisibilità per 64

Ricapitolando, con i sottoprogrammi `indigit_b7`, `innumber_b7` e `outdecimal_word` possiamo gestire i primi due punti dell'esercizio.

- Leggere un numero di 4 cifre in base 7
- Stamparlo in notazione decimale (base 10)
- Testare e stampare se è divisibile per 64, senza usare `div`

Ci resta da controllare la divisibilità per 64. Chiediamoci intanto usando la `div` - che ci è preclusa - come avremmo potuto fare. La divisione tra naturali fatta dalla `div` produce un quoziente ed un resto: potremmo verificare la divisibilità controllando che il resto della divisione per 64 sia 0.

Notiamo però che 64 non è un numero qualunque, ma equivale a  $2^6$ . In una qualunque base  $\beta$ , un numero è divisibile per  $\beta^n$  se le sue  $n$  cifre meno significative sono 0.

Dobbiamo quindi controllare che le 6 cifre meno significative del nostro numero siano 0. Il modo più efficace per farlo è usare un `and` con una maschera.

Ricordiamo cosa fa la `and` con una maschera (valore costante):

- lascia i bit dell'operando invariati in corrispondenza degli 1 nella maschera;
- forza a 0 i bit in corrispondenza degli 0 nella maschera.

Possiamo utilizzare una maschera che forzi a 0 tutti i bit che non ci interessano (nelle posizioni da 15 a 6) e lasci invariati quelli che ci interessano: il risultato sarà 0 solo se i bit che ci interessano sono a 0.  
Vediamo degli esempi, per semplicità su 8 bit con  $16 = 2^4$  come divisore.

```

0110 0000    96 = 6 * 16
AND 0000 1111
-----
= 0000 0000    0

0110 0110    102, non divisibile per 16
AND 0000 1111
-----
= 0000 0110    != 0

```

Tornando al nostro caso, cioè 16 bit e  $64 = 2^6$  come divisore, la maschera da utilizzare sarà 0x003F.

```

punto_1:
    call innumber_b7
    call newline
punto_2:
    call outdecimal_word
    call newline
punto_3:
    and $0x003f, %ax
    jz divisibile
non_divisibile:
    mov '$0', %al
    jmp stampa
divisibile:
    mov '$1', %al
stampa:
    call outchar

```

Il programma completo (utilizzando la versione iterativa di `innumber_b7`) è scaricabile [qui](#).

## 7.2 Domande a risposta multipla

### 7.2.1 2025-01-08, domanda 3

```

var1: .word 0x1020, 0x32ab
var2: .long var1+2
var3: .byte 0x66

```

Data la dichiarazione di sopra, qual è il contenuto del byte di memoria di indirizzo var2 ?

- a. 0xab
- a. 0x32
- a. 0x66
- a. Nessuna delle precedenti

#### Risposta

La risposta giusta è la d.

I quattro byte a partire da var2 formano un indirizzo di memoria, calcolato opportunamente dall'assemblatore o chi per lui. Mentre possiamo prevedere *a cosa punti* tale indirizzo (il byte 0xAB, il meno significativo del secondo elemento di var1) non abbiamo modo di prevedere il *valore* di tale indirizzo.

### 7.2.2 2025-06-04, domanda 2

```

not %bx
not %ax
or %bx,%ax
not %ax

```

Il codice sopra scritto calcola:

- b. L'and di bx e ax

- b. L'or di bx e ax
- b. Il nor di bx e ax
- b. Nessuna delle precedenti

**Risposta**

La risposta giusta è la *a*.

Basta ricordare il teorema di De Morgan:

$$\begin{aligned}\overline{a + b} &= \overline{\overline{a} \cdot \overline{b}} \\ &= a \cdot b\end{aligned}$$

Questo si applica per ogni coppia di bit *a* e *b*, che siano in posizioni corrispondenti di ax e bx. Quindi, per estensione, il codice è equivalente a and %ax, %bx.

**7.2.3 2025-02-11, domanda 1**

```
sar %ax
sal %ax
jc dopo
```

Il codice scritto sopra salta all'etichetta dopo :

- c. Sempre
- c. Mai
- c. Se prima che si iniziasse il MSB di ax valeva 1
- c. Nessuna delle precedenti

**Risposta**

La risposta giusta è la *c*.

*sar* sta per *shift arithmetic right* : è uno shift aritmetico che preserva il segno dell'operando, cioè se il MSB (*most significant bit*) è 1 allora anche il risultato avrà 1 come MSB.

*sal* sta per *shift arithmetic left* : si comporta come lo shift logico ( *shl* ) con l'unica aggiunta di settare anche OF se si verifica un cambio di segno. In particolare, come lo shift logico setta CF se il MSB dell'operando è 1. Dunque, il salto *jc* (*jump if carry*) ha successo solo se *sal* setta CF, cosa che succede solo *sar* setta il MSB, cosa che succede solo se l'operando originale aveva il MSB a 1.

Da notare che se la prima istruzione fosse stata uno shift logico ( *shr* ), la risposta corretta sarebbe stata *mai*.

# Capitolo 8

## Esercitazione 3

### 8.1 Soluzioni passo-passo esercizi per casa

#### 8.1.1 Esercizio 1.2: istruzioni stringa, soluzione passo-passo

Ricordiamo la traccia dell'esercizio:

1. Leggere messaggio da terminale.
2. Convertire le lettere minuscole in maiuscolo, usando le istruzioni stringa.
3. Stampare messaggio modificato.

Le istruzioni stringa sono un esempio di set di istruzioni specializzate, cioè istruzioni che non sono pensate per implementare algoritmi generici, ma sono invece pensate per fornire supporto hardware efficiente a uno specifico set di operazioni che alcuni algoritmi necessitano. Infatti, ci si può aspettare che tra due programmi equivalenti, uno scritto con sole istruzioni generali e l'altro scritto con istruzioni specializzate, il secondo sarà molto più performante del primo. Altri esempi comuni sono le istruzioni a supporto di crittografia, encoding e decoding di stream multimediali, e, più recentemente, neural networks.

Questi set di istruzioni sono però più "rigidi" delle istruzioni a uso generale. Ci impongono infatti dei modi specifici di organizzare dati e codice, perché questi devono essere compatibili con il modo in cui l'algoritmo eseguito da un'istruzione è implementato in hardware.

Nell'esercizio 1.1 abbiamo considerato due modi di scorrere i due array. Nel primo, che è quello che abbiamo scelto, si carica l'indirizzo di inizio del vettore, e si usa un altro registro come indice, usando l'indirizzazione con indice. Nel secondo, si usa un registro come puntatore alla cella corrente, inizializzato all'indirizzo di inizio del vettore e poi incrementato (della quantità giusta) per passare all'elemento successivo. In entrambi i casi, siamo liberi di usare i registri che vogliamo, per esempio non abbiamo nessun problema se scriviamo il programma di prima come segue:

```
lea msg_in, %eax
lea msg_out, %ebx
mov $0, %edx
loop:
    movb (%eax, %edx), %cl
    ...

```

Infatti, usare esi ed edi come registri puntatori, ed ecx come registro di indice, è del tutto opzionale.

Tutto questo cambia quando si vogliono usare istruzioni specializzate come le istruzioni stringa. Queste ci impongono di usare esi come puntatore al vettore sorgente, edi come puntatore al vettore destinatario, eax come registro dove scrivere o da cui leggere il valore da trasferire, ecx come contatore delle ripetizioni da eseguire, etc. Una volta scelte le istruzioni da usare, dobbiamo quindi assicurarci di seguire quanto imposto dall'istruzione.

Per questo esercizio siamo interessati alla `lod$`, che legge un valore dal vettore e ne sposta il puntatore allo step successivo, e la `stos`, che scrive un valore nel vettore. Partiamo dal riscrivere il punto\_2 dell'esercizio 1.1 in modo da rendere l'algoritmo compatibile.

```
...
punto_2:
    lea msg_in, %esi
    lea msg_out, %edi
loop:
    movb (%esi), %al
    inc %esi
    cmp $'a', %al
    jb post_check
    cmp $'z', %al
    ja post_check
    and $0xdf, %al

```

```
post_check:
    movb %al, (%edi)
    inc %edi
    cmp $0x0d, %al
    jne loop
...
```

Abbiamo dunque rimosso l'uso di `ecx` come indice, e usiamo `esi` ed `edi` come puntatori. Il fatto di usare la `inc` è legato alla dimensione dei dati, cioè 1 byte. Dovremmo invece scrivere `add $2, %esi` o `add $4, %esi` per dati su 2 o 4 byte. Altra nota è che *incrementiamo* i puntatori, anziché decrementarli, perché stiamo eseguendo l'operazione da sinistra verso destra.

Siamo pronti adesso a sostituire le istruzioni evidenziate con delle istruzioni stringa. Il sorgente finale è scaricabile [qui](#).

```
...
punto_2:
    lea msg_in, %esi
    lea msg_out, %edi
    // highlight-start
    cld
    // highlight-end
loop:
    lodsb
    cmp '$a', %al
    jb post_check
    cmp '$z', %al
    ja post_check
    and $0xdf, %al
post_check:
    stosb
    cmp $0x0d, %al
    jne loop
...

```

L'istruzione `cld` serve a impostare a 0 il flag di direzione, che serve a indicare alle istruzioni stringa se andare da sinistra verso destra o il contrario. Dato che tutti i registri sono impliciti, dobbiamo sempre specificare la dimensione delle istruzioni, in questo caso b.

Come esercizio, può essere interessante osservare con il debugger l'evoluzione dei registri, osservando come si eseguono più operazioni con una sola istruzione.

### 8.1.2 Esercizio 1.6: esercizio di debugging, soluzione passo-passo

Ricordiamo la traccia dell'esercizio:

Scrivere un programma che, a partire dalla sezione `.data` che segue (e scaricabile [qui](#)), conta e stampa il numero di occorrenze di `numero` in `array`.

```
.include "./files/utility.s"

.data
array:    .word 1, 256, 256, 512, 42, 2048, 1024, 1, 0
array_len: .long 9
numero:   .word 1
```

Questa è invece la soluzione proposta dall'esercizio:

```
.include "./files/utility.s"

.data
array:    .word 1, 256, 256, 512, 42, 2048, 1024, 1, 0
array_len: .long 9
numero:   .word 1

.text
_main:
    nop
    mov $0, %cl
    mov numero, %ax
    mov $0, %esi

comp:
    cmp array_len, %esi
```

```

je fine
cmpw array(%esi), %ax
jne poi
inc %cl

poi:
inc %esi
jmp comp

fine:
mov %cl, %al
call outdecimal_byte
ret

```

Come prima cosa, cerchiamo di capire, a grandi linee, cosa cerca di fare questo programma.

Notiamo l'uso di `%cl`: dall'inizializzazione a riga 12, l'incremento condizionato a righe 19-21, e la stampa a righe 28-29, si evince che `%cl` è usato come contatore dei successi, ossia di quante volte è stato trovato `numero` in `array`. Notiamo che `%ax` viene inizializzato con `numero` e, prima della stampa, mai aggiornato. Infine, `%esi` viene inizializzato a 0 e incrementato a fine di ogni ciclo, confrontandolo con `array_len` per determinare quando uscire dal loop. Infine, a riga 19 notiamo il confronto tra un valore di `array`, indicizzato con `%esi`, e `%ax`, che contiene `numero`.

Si ricostruisce quindi questa logica: scorro valore per valore `array`, indicizzandolo con `%esi`, e lo confronto con `numero`, che è appoggiato su `%ax` (perché il confronto tra due valori in memoria non è possibile con `cmp`). Utilizzo `%cl` come contatore dei successi, e alla fine dello scorrimento ne stampo il valore.

Fin qui nessuna sorpresa, il programma sembra seguire lo schema che si seguirebbe con un normale programma in C:

```

int cl = 0;
for(int esi = 0; esi < array_len; esi++)    if(array[esi] == numero)      cl++;

```

Proviamo ad eseguire il programma: ci si aspetta che stampi 2. Invece, stampa 3. Dobbiamo passare al debugger. Quello che ci conviene guardare è quello che succede ad ogni loop, in particolare alla riga 19, dove la `cmpw` confronta un valore di `array` con `%ax`, che contiene `numero`. Però, la `cmpw` utilizza un indirizzamento complesso che, come descritto nella [documentazione](#), richiede una sintassi più complicata nel debugger. Cambio quindi quella istruzione in una serie equivalente che sia più facile da osservare col debugger.

```

.include "./files/utility.s"

.data
array:     .word 1, 256, 256, 512, 42, 2048, 1024, 1, 0
array_len:  .long 9
numero:    .word 1

.text

_main:
nop
mov $0, %cl
mov numero, %ax
mov $0, %esi

comp:
cmp array_len, %esi
je fine
movw array(%esi), %bx
cmpw %bx, %ax
jne poi
inc %cl

poi:
inc %esi
jmp comp

fine:
mov %cl, %al
call outdecimal_byte
ret

```

Assemblo, avvio il debugger, e setto un breakpoint alla riga 20 con `break 20`. Lascio girare il programma con `continue`, che quasi immediatamente raggiunge la riga 20 e si ferma. Ricordiamo che il debugger si ferma *prima* di eseguire una istruzione.

Vediamo lo stato dei registri, con `i r ax bx cl esi` (mostra solo quelli che ci interessano).

```
(gdb) i r ax bx cl esi
ax          0x1           1
bx          0x1           1
cl          0x0           0
esi         0x0           0
```

Fin qui, tutto come ci si aspetta: %ax che contiene numero, %bx contiene il numero alla prima cella di array, i due contatori %cl e %esi sono a 0. Facciamo step per vedere l'esito del confronto: dopo la riga 21 l'esecuzione giunge alla riga 22, indicando che il salto non è stato fatto perché la jne è stata eseguita dopo un confronto tra valori uguali. Continuiamo con step controllando che il comportamento sia quello atteso, fino a giungere di nuovo alla riga 20.

```
(gdb) i r ax bx cl esi
ax          0x1           1
bx          0x0           0
cl          0x1           1
esi         0x1           1
```

Qui abbiamo la prima sorpresa. In %bx troviamo 0, ma il secondo valore di array è 256. Se continuiamo, vediamo che 256 compare come terzo valore, poi 1 come quarto, poi 256 come quinto. Abbiamo quindi dei valori aggiuntivi che compaiono durante lo scorrimento del vettore ma che non sono presenti nell'allocazione a riga 4. Continuando ancora, vediamo che i 9 valori coperti dal programma non sono affatto tutti e 9 quelli a riga 4, e che effettivamente il valore 1 compare 3 volte.

Con questo, abbiamo intanto confinato il problema: la logica di confronto e conteggio funziona, il problema è nella lettura di valori da array.

Per capire cosa sta succedendo, dobbiamo ricordare come si comporta l'allocazione in memoria di valori su più byte: abbiamo infatti a che fare con word, composte da 2 byte ciascuna, e ciascun indirizzo in memoria corrisponde a una locazione di un solo byte.

L'architettura x86 è *little-endian*, che significa **little end first**, un riferimento a I viaggi di Gulliver. Questo si traduce nel fatto che quando un valore di  $n$  byte viene salvato in memoria *a partire* dall'indirizzo  $a$ , il byte meno significativo del valore viene salvato in  $a$ , il secondo meno significativo in  $a + 1$ , e così via fino al più significativo in  $a + (n - 1)$ . Possiamo quindi immaginare così il nostro array in memoria.

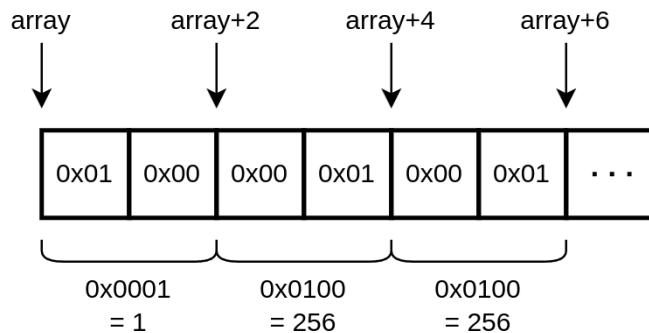


Figura 8.1: Layout di array in memoria.

La lettura di una word dalla memoria funziona quindi così: dato l'indirizzo  $a$ , vengono letti i due byte agli indirizzi  $a$  e  $a + 1$  e concatenati nell'ordine  $(a + 1, a)$ . Una istruzione come movw  $a$ , %bx, quindi, salverà il contenuto di  $a + 1$  in %bh e il contenuto di  $a$  in %bl.

Per la lettura di più word consecutive, dobbiamo assicurarci di incrementare l'indirizzo di 2 alla volta: come mostrato in figura, il secondo valore è memorizzato a partire da  $array + 2$ , il terzo da  $array + 4$ , e così via.

Tornando però al codice dell'esercizio, questo non succede:

```
comp:
    cmp array_len, %esi
    je fine
    movw array(%esi), %bx
    cmpw %bx, %ax
    jne poi
    inc %cl

poi:
    inc %esi
    jmp comp
```

Ecco quindi spiegato cosa legge il programma dalla memoria: quando alla seconda iterazione si esegue movb array(%esi), %bx, con %esi che vale 1, si sta leggendo un valore composto dal byte meno significativo del secondo valore concatenato

con il byte più significativo del primo. Questo valore è del tutto estraneo e privo di senso se confrontato con array così come è stato dichiarato e allocato, ma nell'eseguire le istruzioni il processore non sa e non controlla niente di tutto ciò.

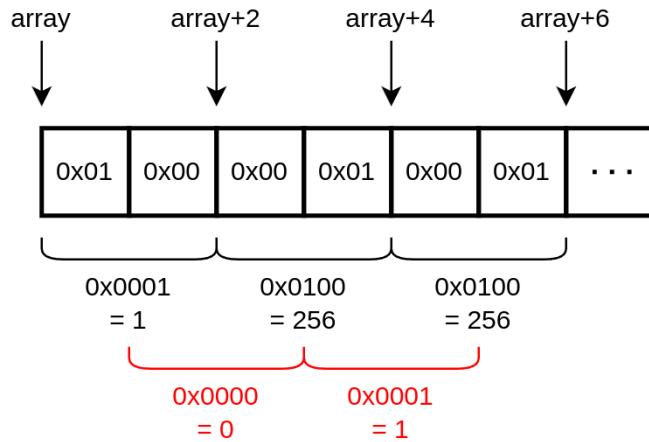


Figura 8.2: Lettura erronea di array : sbagliando l'incremento dell'indirizzo, leggiamo dei byte senza alcuna relazione fra loro dalla memoria e li interpretiamo come parti di una word.

Abbiamo due strade per correggere questo errore. Il primo approccio è quello di incrementare `%esi` di 2 alla volta, così che l'indirizzamento `array(%esi)` risulti corretto. Con questo schema però `%esi` dovrà assumere i valori 0, 2, ..., 16, cosa che lo rende non più un contatore confrontabile direttamente con `array_len` come fatto a riga 17. Si dovrà gestire tale confronto in altro modo, per esempio usando un registro separato come contatore.

La seconda strada è quella di usare il fattore di *scala* dell'indirizzamento, che è pensato proprio per essere utilizzato in casi come questo. Infatti, `array(, %esi, 2)` calcolerà l'indirizzo `array + 2 * esi`. Da notare la virgola subito dopo la parentesi, che sta a indicare che il registro *base* è stato omesso, mentre `%esi` è *indice*.

Per concludere, torniamo sul codice C che abbiamo visto prima come modello di questo programma: come viene gestito lì questo problema? In quel codice C non vi è alcun errore perché `array[%esi]`, sfruttando la tipizzazione e l'aritmetica dei puntatori, applica sempre i fattori di scala corretti. Infatti, mentre il processore che esegue istruzioni assembler non ha idea del significato di tali istruzioni, linguaggi di livello più alto introducono concetti come i tipi proprio per permettere di esprimere questi significati e occuparsene a tempo di compilazione per produrre assembler corretto.

Il codice finale, scaricabile [qui](#), è il seguente:

```
.include "./files/utility.s"

.data
array:    .word 1, 256, 256, 512, 42, 2048, 1024, 1, 0
array_len: .long 9
numero:   .word 1

.text
_main:
nop
mov $0, %cl
mov numero, %ax
mov $0, %esi

comp:
cmp array_len, %esi
je fine
cmpw array(, %esi, 2), %ax
jne poi
inc %cl

poi:
inc %esi
jmp comp

fine:
mov %cl, %al
call outdecimal_byte
ret
```

## 8.2 Esercizio 3.1: esercizio d'esame 2021-01-08

Il testo con soluzione si trova [qui](#).

### Provare da sé

Provare a svolgere da sé l'esercizio, prima di guardare la soluzione o andare oltre per la discussione.

Questo esercizio pone principalmente tre spunti.

Il primo è la gestione dell'input, da eseguire con un loop di `inchar` e controlli, facendo `outchar` solo quando il carattere è accettato. Questo è stato già visto, per esempio, nell'esercizio 2.1.

Il secondo spunto riguarda il *dimensionamento* dei dati da gestire. Infatti, dobbiamo scegliere se usare 8, 16 o 32 bit, e possiamo farlo solo cercando di capire su quanti bit sta il numero più grande che possiamo gestire.

Data la natura del problema, è facile intuire che questo si trova quando  $N = 9$  e  $k = 9$ . Dovremmo stampare un triangolo 9 righe, ciascuna composta da 1 a 9 numeri, a partire da 1 e di passo 9. Da una parte, potremmo ricordarci questa è una sequenza nota: la somma di  $1 + 2 + \dots + n$  è  $\frac{n(n+1)}{2}$ , quindi abbiamo  $9 \cdot 10/2 = 45$  elementi. Tuttavia, un approccio più semplice porta a un risultato simile: di sicuro il triangolo avrà meno elementi di un quadrato di lato 9, composto da  $9 \cdot 9 = 81$  elementi e, dato che la diagonale è inclusa, avrà più della metà di questo, cioè  $81/2$ . Possiamo quindi dire con questo ragionamento che sono più di 41 elementi e meno di 81, mentre usando la formula esatta troviamo che sono 45.

Dato che incrementiamo di passo 9 ogni volta, il numero di posizione  $j$  sarà  $(j - 1) \cdot 9 + 1$ . Considerando per la stima di prima il 41-esimo elemento, abbiamo  $40 \cdot 9 + 1 = 361$ , mentre l'81-esimo elemento (che non sarà mai presente) sarebbe  $80 \cdot 9 + 1 = 721$ . Il valore esatto, se ci ricordiamo la formula di cui sopra, è invece  $44 \cdot 9 + 1 = 397$ . Un tale numero deve essere rappresentato su più di 8 bit, ma sta senza problemi in 16 bit: svolgeremo quindi i nostri calcoli usando delle `word` di 16 bit.

Non resta quindi che fare la stampa del triangolo. Questo si può scrivere come un doppio loop, dove il loop interno usa il contatore esterno per determinare quando uscire stampando una nuova riga, mentre un registro contatore viene utilizzato durante ogni ciclo per calcolare il nuovo numero da stampare. In (pseudo) C, tale ciclo avrebbe una forma simile:

```
short c = 1; // word da 16 bit
for(int i = 0; i < n; i++)    for(int j = 0; j < i + 1; j++)        outdecimal_word(c);        outchar(' ');
```

## 8.3 Esercizi per casa

### 8.3.1 Esercizio 3.2

Scrivere un programma che svolge quanto segue.

```
# leggere 2 numeri interi in base 10, calcolarne il prodotto, e stampare il risultato.

# lettura:
# come primo carattere leggere il segno del numero, cioè un '+' o un '-'
# segue il modulo del numero, minore di 256

# stampa:
# stampare prima il segno del numero (+ o -), poi il modulo in cifre decimali
```

### 8.3.2 Esercizio 3.3

Quello che segue (e scaricabile [qui](#)) è un tentativo di soluzione dell'esercizio precedente. Contiene tuttavia uno o più bug. Trovarli e correggerli.

```
.include "./files/utility.s"

mess1: .asciz "inserire il primo numero intero:\r"
mess2: .asciz "inserire il secondo numero intero:\r"
mess3: .asciz "il prodotto dei due numeri e':\r"
a:     .word 0
b:     .word 0

_main:
nop
lea mess1, %ebx
call outline
call in_intero
mov %ax, a

lea mess2, %ebx
```

```

call outline
call in_intero
mov %ax, b

mov a, %ax
mov b, %bx
imul %bx

lea mess3, %ebx
call outline
call out_intero
ret

# legge un intero composto da segno e modulo minore di 256
# ne lascia la rappresentazione in complemento alla radice base 2 in ax
in_intero:
    push %ebx
    mov $0, %bl
in_segno_loop:
    call inchar
    cmp '$+', %al
    je in_segno_poi
    cmp '$-', %al
    jne in_segno_loop
    mov $1, %bl
in_segno_poi:
    call outchar
    call indecimal_word
    call newline
    cmp $1, %bl
    jne in_intero_fine
    neg %ax
in_intero_fine:
    pop %ebx
    ret

# legge la rappresentazione di un numero intero in complemento alla radice base 2 in eax
# lo stampa come segno seguito dalle cifre decimali
out_intero:
    push %ebx
    mov %eax, %ebx
    cmp $0, %ebx
    ja out_intero_pos
    jmp out_intero_neg
out_intero_pos:
    mov '$+', %al
    call outchar
    jmp out_intero_poi
out_intero_neg:
    mov '$-', %al
    call outchar
    neg %ebx
    jmp out_intero_poi
out_intero_poi:
    mov %ebx, %eax
    call outdecimal_long
    pop %ebx
    ret

```

### Soluzione passo-passo

Per brevità, e vista la documentazione dei sottoprogrammi, lascio al lettore l'interpretazione a grandi linee del programma. Passeremo direttamente ai problemi incontrati testando il programma.

```

inserire il primo numero intero:
+30
Segmentation fault

```

L'errore, sicuramente già ben noto, è in realtà un risultato tipico di una vasta gamma di errori. Di per sé significa semplicemente "tentativo di accesso in una zona di memoria a cui non si può accedere per fare quello che si voleva fare". Non spiega, per esempio, cos'è che si voleva fare e perché è sbagliato.

Vediamo tramite il debugger.

```

Program received signal SIGSEGV, Segmentation fault.
_main () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/2/imul_debug.s:14
14          mov %ax, a

```

Questo ci dice che il problema è il tentativo di scrivere all'indirizzo *a*, che è la word allocata poco più su. Il problema qui è che il programma non ha nessuna distinzione tra .data e .text : di default è tutto .text, dove non si può scrivere perché non ci è permesso, normalmente, sovrascrivere le istruzioni del programma. Il problema inverso si avrebbe tentando di eseguire dalla sezione .data.

Correggiamo l'errore aggiungendo le dichiarazioni di queste due sezioni.

```
.include "./files/utility.s"

.data
mess1: .asciz "inserire il primo numero intero:\r"
mess2: .asciz "inserire il secondo numero intero:\r"
mess3: .asciz "il prodotto dei due numeri e':\r"
a:    .word 0
b:    .word 0

.text
_main:
...
```

Ritestiamo quindi il programma:

```
inserire il primo numero intero:
+30
inserire il secondo numero intero:
+20
il prodotto dei due numeri e':
+600
```

Fin qui, sembra andare bene. Ricordiamoci però di testare *tutti i casi di interesse*, in particolare i *casi limite*. Le specifiche dell'esercizio ci chiedono di considerare numeri interi di modulo inferiore a 256.

```
inserire il primo numero intero:
+255
inserire il secondo numero intero:
+255
il prodotto dei due numeri e':
+65025
```

Corretto.

```
inserire il primo numero intero:
-255
inserire il secondo numero intero:
+255
il prodotto dei due numeri e':
+511
```

Decisamente non corretto. Verifichiamo col debugger. Per prima cosa, ci assicuriamo che la lettura di numeri negativi sia corretta. Mettiamo un breakpoint a riga 16 (riga 14 prima dell'aggiunta di .data e .text), e verifichiamo cosa viene letto quando inseriamo -255.

```
(gdb) b 16
Breakpoint 2 at 0x56556774: file /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/2/imul_debug.s, line 16.
(gdb) c
Continuing.
inserire il primo numero intero:
-255

Breakpoint 2, _main () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/2/imul_debug.s:16
16      mov %ax, a
(gdb) i r ax
ax          0xff01           -255
(gdb)
```

Fin qui è bene, il problema non sembra essere nella lettura di interi da tastiera. Proseguiamo quindi alla moltiplicazione, e controlliamone il risultato. La imul utilizzata è a 16 bit, che da documentazione vediamo usa %ax come operando implicito, %bx come operando esplicito, e %dx\_%ax come destinatario del calcolo.

```
Breakpoint 3, _main () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/2/imul_debug.s:25
25      imul %bx
(gdb) i r ax bx
ax          0xff01           -255
bx          0xff             255
(gdb) s
27      lea mess3, %ebx
(gdb) i r dx ax
dx          0xffff           -1
ax          0x1ff            511
(gdb)
```

Concatenando i due registri otteniamo `0xffff01ff`, ricordando, in particolare per `%ax`, che `gdb` omette nelle stampe gli zeri all'inizio di esadecimali. Possiamo verificare questo valore convertendo da esadecimale a decimale con una calcolatrice da programmatore. Dato che si parla di interi, è importante impostare la calcolatrice sul numero di bit giusti, in questo caso 32. Nella calcolatrice di Windows, questo significa impostare la modalità `DWORD`.

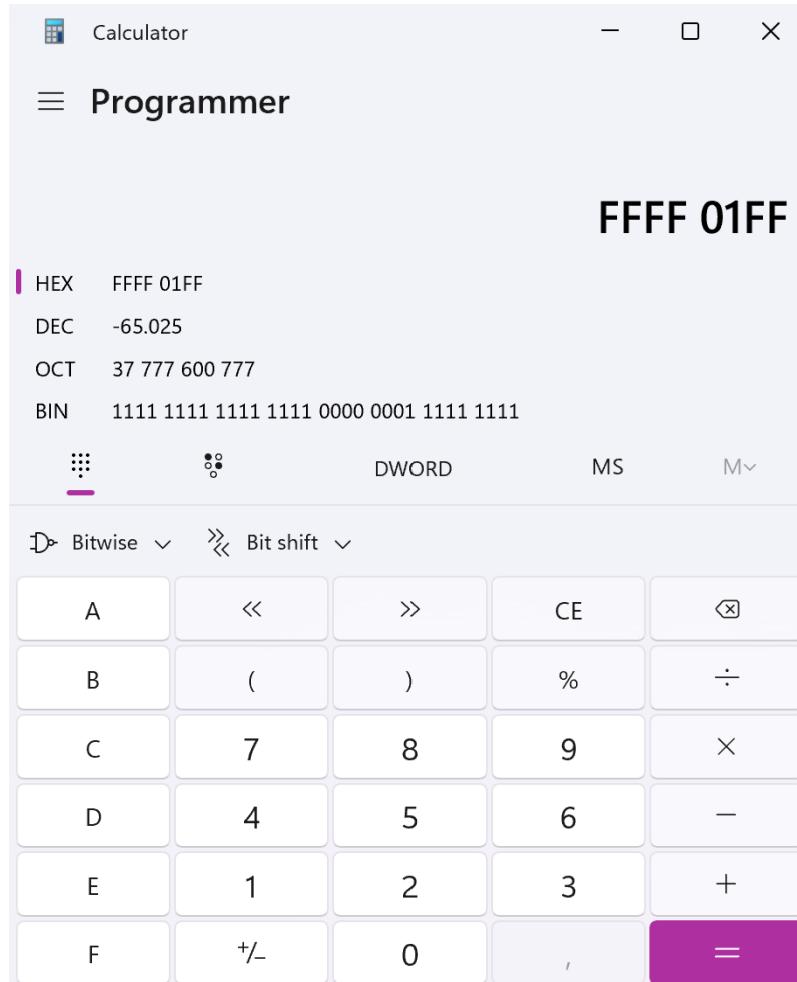


Figura 8.3: Uso della calcolatrice da programmatore in Windows 11 per convertire da esadecimale a intero decimale.

Il risultato è `-65025`, che è quello che ci aspettiamo. Anche qui, quindi, è bene: resta allora la stampa di questo valore, cioè il sottoprogramma `out_intero`.

```
# legge la rappresentazione di un numero intero in complemento alla radice base 2 in eax
# lo stampa come segno seguito dalle cifre decimali
out_intero:
...
```

Vediamo qui la prima discrepanza: il sottoprogramma si aspetta il risultato in `%eax`, ma noi sappiamo che la `imul` lo lascia in `%dx_%ax`. Ci si può chiedere quale dei due correggere, se il sottoprogramma o il programma che lo usa. In generale, è una buona cambiare le specifiche di un componente interno (il sottoprogramma) solo quando queste *non hanno senso*. È quindi il componente esterno (il programma) che non rispetta le specifiche d'uso di quello interno, e che va cambiato.

Assicuriamoci allora di lasciare il risultato nel registro giusto prima di `call out_intero`.

```
...
mov a, %ax
mov b, %bx
imul %bx

shl $16, %edx
movw %ax, %dx
movl %edx, %eax

lea mess3, %ebx
call outline
call out_intero
...
```

Riproviamo ad eseguire:

```
inserire il primo numero intero:  
-255  
inserire il secondo numero intero:  
+255  
il prodotto dei due numeri e':  
+4294902271
```

Il risultato è cambiato, ma è comunque sbagliato. Ritorniamo al debugger, cominciando dalla call di `out_intero`, verificando di avere il valore corretto in `%eax`.

```
Breakpoint 2, _main () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/2/imul_debug.s:33  
33          call out_intero  
(gdb) i r eax  
eax            0xfffff01ff           -65025  
(gdb)
```

Il valore in `%eax` è corretto, il problema allora è nel sottoprogramma, cercando di capire come funziona e dove potrebbe sbagliare. La prima cosa che notiamo è che `out_intero` ha due rami, `out_intero_pos` e `out_intero_neg`, dove stampa segni diversi e, in caso di numero negativo, usa la `neg` per ottenere l'opposto. Quando si giunge a `out_intero_poi`, stampa il modulo del numero usando `outdecimal_long` (che, ricordiamo, supporta solo numeri naturali). Tuttavia, nella nostra esecuzione abbiamo un negativo che viene stampato come naturale.

Verifichiamo seguendo l'esecuzione con `step`, che entra nel sottoprogramma `out_intero`:

```
(gdb) s  
out_intero () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/2/imul_debug.s:62  
62          push %ebx  
(gdb) s  
63          mov %eax, %ebx  
(gdb) s  
64          cmp $0, %ebx  
(gdb) i r ebx  
ebx            0xfffff01ff           -65025  
(gdb) s  
65          ja out_intero_pos  
(gdb) s  
out_intero_pos () at /mnt/c/reti_logiche/assembler/lezioni/2/imul_debug.s:68  
68          mov '+', %al  
(gdb)
```

Effettivamente, nonostante `%ebx` sia un numero negativo, il salto a `out_intero_pos` viene eseguito. Guardiamo però più attentamente: l'istruzione di salto è `ja`, che interpreta il confronto come *tra numeri naturali*. In effetti, qualunque valore di `%ebx` diverso da 0, se interpretato come naturale, risulta maggiore di 0. Correggiamo quindi utilizzando `jg`, e ritestiamo.

```
cmp $0, %ebx  
jg out_intero_pos  
jmp out_intero_neg  
  
inserire il primo numero intero:  
-255  
inserire il secondo numero intero:  
+255  
il prodotto dei due numeri e':  
-65025
```

Si dovrebbe ora continuare con altri test (combinazioni di segni, uso di 0) fino a convincersi che funzioni. Per questa soluzione ci fermiamo qui.

Il codice finale, scaricabile [qui](#), è il seguente:

```
.include "./files/utility.s"  
  
.data  
mess1: .asciz "inserire il primo numero intero:\r"  
mess2: .asciz "inserire il secondo numero intero:\r"  
mess3: .asciz "il prodotto dei due numeri e':\r"  
a:     .word 0  
b:     .word 0  
  
.text  
_main:  
nop  
lea mess1, %ebx
```

```

call outline
call in_intero
mov %ax, a

lea mess2, %ebx
call outline
call in_intero
mov %ax, b

mov a, %ax
mov b, %bx
imul %bx

shl $16, %edx
movw %ax, %dx
movl %edx, %eax

lea mess3, %ebx
call outline
call out_intero
ret

# legge un intero composto da segno e modulo minore di 256
# ne lascia la rappresentazione in complemento alla radice base 2 in ax
in_intero:
push %ebx
mov $0, %bl
in_segno_loop:
call inchar
cmp $'+', %al
je in_segno_poi
cmp '$-', %al
jne in_segno_loop
mov $1, %bl
in_segno_poi:
call outchar
call indecimal_word
call newline
cmp $1, %bl
jne in_intero_FINE
neg %ax
in_intero_FINE:
pop %ebx
ret

# legge la rappresentazione di un numero intero in complemento alla radice base 2 in eax
# lo stampa come segno seguito dalle cifre decimali
out_intero:
push %ebx
mov %eax, %ebx
cmp $0, %ebx
jg out_intero_pos
jmp out_intero_neg
out_intero_pos:
mov $'+', %al
call outchar
jmp out_intero_poi
out_intero_neg:
mov '$-', %al
call outchar
neg %ebx
jmp out_intero_poi
out_intero_poi:
mov %ebx, %eax
call outdecimal_long
pop %ebx
ret

```

### 8.3.3 Esercizio 3.4

Quello che segue (e scaricabile [qui](#)) è un tentativo di soluzione per le seguenti specifiche:

```
# Leggere una riga dal terminale, che DEVE contenere almeno 2 caratteri '_'
# Identificare e stampa la sottostringa delimitata dai primi due caratteri '_'
```

Un esempio di output ([qui](#) in formato txt) è il seguente

```
questa e' una _prova_ !!
prova
```

Contiene tuttavia uno o più bug. Trovarli e correggerli.

```
.include "./files/utility.s"

.data

msg_in: .fill 80, 1, 0

.text
_main:
nop
mov $80, %cx
lea msg_in, %ebx
call inline

cld
mov '_ ', %al
lea msg_in, %esi
mov $80, %cx

repne scasb
mov %esi, %ebx
repne scasb
mov %esi, %ecx
sub %ebx, %ecx
call outline

ret
```

## Soluzione

Il programma usa repne scasb per scorrere il vettore finché non trova il carattere in %al, cioè `_`. Dopo la prima scansione, salva l'indirizzo attuale per usarlo come indirizzo di partenza della sottostringa. Dopo la seconda scansione, fa una sottrazione di indirizzi per trovare il numero di caratteri che compongono la sottostringa. Usando indirizzo di partenza e numero caratteri, stampa quindi a terminale.

I bug da trovare sono i seguenti:

- Le istruzioni rep utilizzano %ecx, ma la riga 17 inizializza solo %cx. Questo funziona solo se, per puro caso, la parte alta di %ecx è a 0 ad inizio programma.
- L'istruzione scasb ha l'indirizzo del vettore come destinatario implicito in %edi, non %esi.
- La repne scasb termina dopo aver scansionato il carattere che rispetta l'equivalenza. Questo vuol dire che dopo la prima scansione abbiamo l'indirizzo del carattere dopo il primo `_` (corretto) ma dopo la seconda scansione abbiamo l'indirizzo del carattere dopo il secondo `_`: la sottrazione calcola una sottostringa che include il `_` di terminazione.
- Il sottoprogramma usato è quello sbagliato: outline stampa finché non incontra \r, per indicare il numero di caratteri da stampare va usato outmess.

Il codice dopo le correzioni è quindi il seguente, scaricabile [qui](#).

```
.include "./files/utility.s"

.data

msg_in: .fill 80, 1, 0

.text
_main:
nop
mov $80, %cx
lea msg_in, %ebx
call inline

cld
mov '_ ', %al
lea msg_in, %edi
mov $80, %cx
```

```

repne scasb
mov %edi, %ebx
repne scasb
mov %edi, %ecx
sub %ebx, %ecx
dec %ecx
call outmess

ret

```

Si sottolinea inoltre una debolezza della soluzione: la sottrazione fra puntatori funziona solo perché la scala è 1, cioè maneggiamo valori da 1 byte, per cui c'è corrispondenza fra la differenza di due indirizzi e il numero di elementi fra loro. Una soluzione più robusta è utilizzare la differenza del contatore %ecx anziché di puntatori. In alternativa, si può utilizzare shift a destra dopo la sottrazione per tener conto di una scala maggiore di 1, ma è un metodo che rende facile sbagliare (bisogna stare attenti all'ordine tra shift e decremento).

Si può verificare ciò svolgendo un esercizio simile a questo basato su word, per esempio con serie di valori decimali delimitati da 0.

### 8.3.4 Esercizio 3.5

A partire dalla soluzione dell'esercizio precedente, estendere il programma per rispettare le seguenti specifiche:

```

# Leggere una riga dal terminale
# Identificare e stampa la sottostringa delimitata dai primi due caratteri '_'
# Se un solo carattere '_' e' presente, assumere che la sottostringa cominci
# ad inizio stringa e finisce prima del carattere '_'
# Se nessun carattere '_' e' presente, stampare l'intera stringa

```

#### Soluzione

Il programma dell'esercizio 3.4 viene complicato dalla richiesta di gestire dei valori di default, in caso siano presenti uno o nessun delimitatore \_. Questo vuol dire gestire il caso in cui una repne scasb termina non perché ha trovato il carattere, ma perché %ecx è stato decrementato fino a 0.

Questo si implementa come dei semplici check su %ecx dopo ciascuna repne scasb, in caso sia 0 si va a un branch separato: se succede alla prima scansione non è presente alcun \_ e saltiamo quindi a print\_all, se succede alla seconda scansione abbiamo solo un \_ e saltiamo quindi a print\_from\_start. Altrimenti, si prosegue con lo stesso codice dell'esercizio 2.2, che nomineremo print\_substr.

Per print\_all basta una semplice outline dell'intera stringa. Per print\_from\_start, si fa un ragionamento non dissimile da quanto visto per l'esercizio precedente, dove va usato come inizio l'indirizzo di msg\_in e il numero di caratteri può essere calcolato, come prima, usando l'indirizzo che troviamo in %edi dopo la prima repne scasb.

Il codice risultante è il seguente, scaricabile [qui](#).

```
.include "./files/utility.s"
```

```
.data
```

```
msg_in: .fill 80, 1, 0
```

```
.text
```

```
_main:
```

```
nop
```

```
mov $80, %cx
```

```
lea msg_in, %ebx
```

```
call inline
```

```
cld
```

```
mov '_', %al
```

```
lea msg_in, %edi
```

```
mov $80, %ecx
```

```
repne scasb
```

```
cmp $0, %ecx
```

```
je print_all

mov %edi, %ebx
repne scasb
cmp $0, %ecx
je print_from_start
```

```
print_substr:
mov %edi, %ecx
```

```
sub %ebx, %ecx
dec %ecx
call outmess
ret

print_from_start:
mov %ebx, %ecx
lea msg_in, %ebx
sub %ebx, %ecx
dec %ecx
call outmess
ret

print_all:
lea msg_in, %ebx
call outline
ret
```

## **Parte III**

# **Assembler - Documentazione**

# Capitolo 9

## Architettura x86

Riportiamo qui una vista *semplificata* e *riassuntiva* dell'architettura x86 per la quale scriveremo programmi assembler. L'architettura x86 è a 32 bit. Questo implica che i registri generali, così come tutti gli indirizzi per locazioni in memoria, sono a 32 bit. L'evoluzione di questa architettura, x64 a 64 bit, che è quella che troviamo nei processori in commercio, è del tutto retrocompatibile.

### Importanti semplificazioni

La visione del processore che proponiamo è molto limitata, e omette diversi importanti registri, flag e funzionalità che saranno esplorati in corsi successivi. Questi includono, per esempio, il registro ebp, la natura dei meccanismi di protezione, il significato di SEGMENTATION FAULT, e che cosa sia un *kernel*.

Quanto discutiamo è tuttavia sufficiente agli scopi didattici di questo corso.

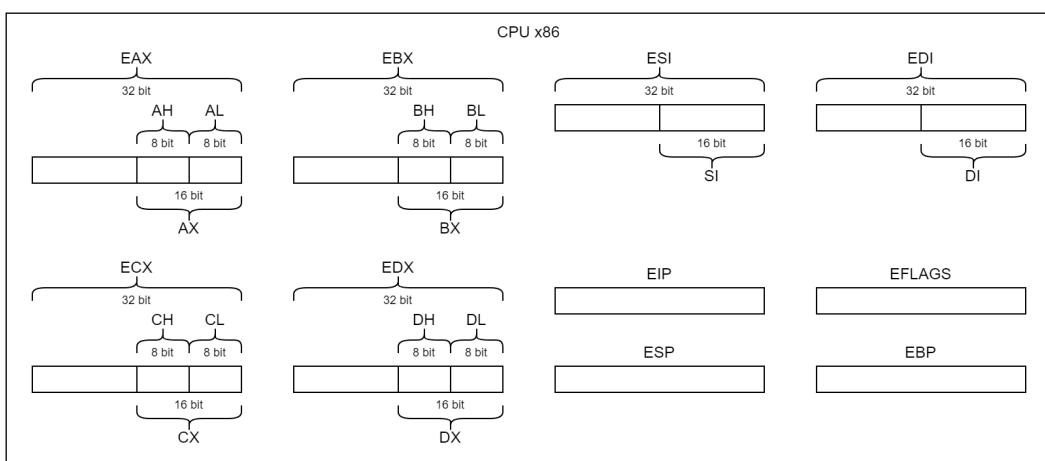
### 9.1 Registri

I registri che utilizzeremo *direttamente* sono 6: eax, ebx, ecx, edx, esi, edi. Per i primi quattro di questi, è possibile operare sulle loro porzioni a 16 e 8 bit tramite ax, ah, al e così via. Per i registri esi ed edi è possibile operare solo sulle porzioni a 16 bit, tramite si e di. Tipicamente, i registri eax... edx sono utilizzati per processare dati, mentre esi ed edi sono utilizzati come registri puntatori. Questa divisione di utilizzo non è però affatto obbligatoria per la maggior parte delle istruzioni.

Altri registri sono invece utilizzati in modo indiretto:

- esp è il registro puntatore per la *cima* dello stack, viene utilizzato da pop / push per prelevare/spostare valori nella pila, e da call / ret per la chiamata di sottoprogrammi;
- eip è il registro puntatore verso la prossima istruzione da eseguire, viene incrementato alla fine del fetch di una istruzione e modificato da istruzioni che cambiano il flusso d'esecuzione, come call, ret e le varie jmp;
- eflags è il registro dei flag, una serie di booleani con informazioni sullo stato dell'esecuzione e sul risultato dell'ultima operazione aritmetica. I flag di nostro interesse sono il carry flag CF (posizione 0), lo zero flag ZF (6), il sign flag SF (7), l'overflow flag OF (11). Sono tipicamente aggiornati dalle istruzioni aritmetiche, e testati indirettamente con istruzioni condizionali come jcon, set e cmov.

Di seguito uno schema funzionale dei registri del processore x86.



## 9.2 Memoria

Lo spazio di memoria dell'architettura x86 è indirizzato su 32 bit. Ciascun indirizzo corrisponde a un byte, ma è possibile eseguire anche letture e scritture a 16 e 32 bit.

Per tali casi è importante ricordare che l'architettura x86 è *little-endian*, che significa **little end first**, [un riferimento a I viaggi di Gulliver](#). Questo si traduce nel fatto che quando un valore di  $n$  byte viene salvato in memoria *a partire* dall'indirizzo  $a$ , il byte meno significativo del valore viene salvato in  $a$ , il secondo meno significativo in  $a + 1$ , e così via fino al più significativo in  $a + (n - 1)$ .

Questo ordinamento dei bytes in memoria non inficia sulla coerenza dei dati nei registri: eseguendo `movl %eax, a` e `movl a, %eax` il contenuto di `eax` non cambia, e l'ordinamento dei bit rimane coerente.

I *meccanismi di protezione* ci precludono l'accesso alla maggior parte dello spazio di memoria. Potremmo accedere senza incorrere in errori solo

- 2. allo stack
- 2. allo spazio allocato nella sezione `.data`
- 2. alle istruzioni nella sezione `.text`

Queste sezioni tipicamente non includono gli indirizzi "bassi", cioè a partire da `0x0`.

È importante anche tenere presente che

- 2. non è possibile eseguire istruzioni dallo stack e da `.data`
- 2. non è possibile scrivere nella sezione `.text`

Vanno quindi opportunamente dichiarate le sezioni, e vanno evitate operazioni di `jmp`, `call` etc. verso locazioni di `.data` così come le `mov` verso locazioni di `.text`.

In caso di violazione di questi meccanismi, l'errore più tipico è `SEGMENTATION FAULT`.

## 9.3 Spazio di I/O

Lo spazio di I/O, sia quello fisico (monitor, speaker, tastiera, etc.) sia quello virtuale (terminale, files su disco, etc.) ci è in realtà precluso tramite *meccanismi di protezione*. Tentare di eseguire istruzioni `in` o `out` porterà infatti al brusco arresto del programma. Il nostro programma può interagire con lo spazio di I/O solo tramite il *kernel del sistema operativo*.

Tutta questa complessità è astratta tramite i *sottoprogrammi di input/output* dell'ambiente, documentati [qui](#).

## 9.4 Condizioni al reset

Il reset iniziale e l'avvio del nostro programma sono concetti completamente diversi e scollegati. Non possiamo sfruttare nessuna ipotesi sullo stato dei registri al momento dell'avvio del nostro programma, se non che il registro `eip` punterà a un certo punto alla prima istruzione di `_main`.

Il fatto che `_main` sia l'entry point del nostro programma, così come l'uso di `ret` senza alcun valore di ritorno, è una caratteristica di questo ambiente.

# Capitolo 10

## Sezione .data

Un programma assembler è tipicamente diviso in sezione `.data`, dove vengono allocato spazio in memoria a disposizione del programma, e sezione `.text`, dove viene indicata la sequenza di istruzione che compone il programma. La sezione data è tipicamente composta da una serie di dichiarazioni nella forma `nomeVariabile: .tipo <parametri di inizializzazione>`. Alcuni esempi:

```
.data
var1:    .long 5
var2:    .byte 0x2d, 0x01
str:     .asciz "Una stringa"
```

Ciascuna direttiva non fa che allocare uno o più blocchi di memoria contigui della dimensione richiesta e con il contenuto iniziale richiesto.

Ciascuna *label* non è che un indirizzo al primo byte di tale blocco contiguo di memoria. Dato che l'architettura x86 è *little-endian*, tale primo byte sarà il meno significativo.

### 10.1 Direttive di allocazione

Tipo	Notazione	Descrizione
byte	.byte V1 [, V2...]	Alloc a uno o più byte, inizializzati con i valori forniti.
word	.word V1 [, V2...]	Alloc a uno o più word (2 byte), inizializzati con i valori forniti.
long	.long V1 [, V2...]	Alloc a uno o più long (4 byte), inizializzati con i valori forniti.
fill	.fill n, l, v	Alloc n locazioni di l byte ciascuno e inizializzati a v. l e v si possono omettere, di default sono 1 e 0.
ascii	.ascii "str"	Alloc la stringa str, 1 byte per carattere.
asciz	.asciz "str"	Alloc la stringa str, 1 byte per carattere, aggiungendo un byte 0x00 in fondo.

L'assemblatore supporta anche altre direttive e usi più complessi. Per maggiori informazioni, la documentazione ufficiale è [qui](#).

### 10.2 Valori letterali

Il contenuto di ciascuna allocazione è definito tramite valori letterali, che devono essere costanti note o derivabili a tempo di compilazione.

Tipo	Esempio	Descrizione
Decimale	.byte 2	Costante in notazione decimale.
Esadecimale	.byte 0x0d	Costante in notazione esadecimale.
Binario	.byte 0b000001101	Costante in notazione binaria.
ASCII	.byte 'a', 'r'	Costante in notazione ASCII, il carattere viene tradotto nel byte corrispondente.
label	.long val0	Indirizzo corrispondente a un'altra label.
label e offset	.long val0+1	Indirizzo corrispondente a un'altra label, più offset. La scala è sempre 1.

**Attenzione alle dimensioni**

I valori letterali vengono automaticamente troncati o estesi per rientrare nelle dimensioni specificate dalla direttiva.

```
.data  
b1: .byte 0x0d0e # viene troncato a 0x0e  
w1: .word 0x0d    # viene esteso a 0x000d  
w2: .word 0xf1    # viene esteso a 0x00f1
```

# Capitolo 11

## Istruzioni processore x86

Le seguenti tabelle sono per *riferimento rapido* : sono utili per la programmazione pratica, ma omettono molteplici dettagli che serve sapere, e che trovate nel resto del materiale.

Si ricorda che utilizziamo la sintassi GAS/AT&T, dove le istruzioni sono nel formato *opcode source destination*. Nella colonna notazione, indicheremo con `[bwl]` le istruzioni che richiedono la specifica delle dimensioni. Quando la dimensione è deducibile dai registri utilizzati, questi suffissi si possono omettere.

Per gli operandi, useremo le seguenti sigle:

- `r` per un registro (come in `mov %eax, %ebx`);
- `m` per un indirizzo di memoria;
- `i` per un valore immediato (come in `mov $0, %eax`).

Per gli indirizzi in memoria, abbiamo a disposizione tre notazioni:

- immediato, come in `mov numero, %eax`;
- tramite registro, come in `mov (%esi), %eax`;
- con indice, come in `mov matrice(%esi, %ecx, 4), %eax`.

Si ricorda che non tutte le combinazioni sono permesse nell'architettura x86: nessuna istruzione generale supporta l'indicazione di *entrambi* gli operandi in memoria (cioè, non si può scrivere `movl x, y` o `mov (%eax), (%ebx)`). Fanno eccezione le istruzioni stringa come la `movs`, usando operandi impliciti.

### 11.1 Immediati

Si parla di immediati quando si usano valori costanti all'interno di una istruzione. Sia l'assemblatore che le istruzioni distinguono due tipi di immediato, indirizzo e valore, e si comportano in modo diverso in base a ciò. Per esempio, una `mov` che ha come sorgente un indirizzo immediato legge il valore contenuto a quell'indirizzo, mentre con un valore immediato legge semplicemente il valore.

Tipo	Esempio	Descrizione
Indirizzo letterale	<code>mov 0x01f2a3b0, %eax</code>	Un indirizzo a 32 bit. Valori più piccoli, come <code>0xd</code> , vengono automaticamente estesi con <code>0</code> .
Indirizzo tramite label	<code>mov val0, %eax</code>	Un indirizzo tramite label, per esempio proveniente dalla sezione <code>.data</code> .
Valore decimale	<code>mov \$3, %al</code>	Costante in notazione decimale.
Valore esadecimale	<code>mov \$0xd, %al</code>	Costante in notazione esadecimale.
Valore binario	<code>mov \$0b00001101, %al</code>	Costante in notazione binaria.
Valore ASCII	<code>mov '\$r', %al</code>	Costante in notazione ASCII, il carattere viene tradotto nel byte corrispondente.

#### Attenti al \$

Nella sintassi GAS che utilizziamo, il modo con cui si dice all'assemblatore che un immediato è un valore, e non un indirizzo, è il `$`. Dimenticarlo è fonte di `SEGMENTATION FAULT` quando va bene, bug molto bizzari quando va male.

## 11.2 Spostamento di dati

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
mov	Move	mov[bwl] r/m/i, r/m	Scrive il valore sorgente nel destinatario. Non modifica alcun flag.
lea	Load Effective Address	lea m, r	Scrive l'indirizzo m nel registro destinatario.
xchg	Exchange	xchg[bwl] r/m, r/m	Scambia il valore del sorgente con quello del destinatario.
cbw	Convert Byte to Word	cbw	Estende il contenuto di %al su %ax, interpretandone il contenuto come intero.
cwde	Convert Word to Doubleword	cwde	Estende il contenuto di %ax su %eax, interpretandone il contenuto come intero.
push	Push onto the Stack	push[wl] r/m/i	Aggiunge il valore sorgente in cima allo stack (destinatario implicito).
pop	Pop from the Stack	pop[wl] r/m	Rimuove un valore dallo stack (sorgente隐式) lo scrive nel destinatario.

## 11.3 Aritmetica

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
add	Addition	add[bwl] r/m/i, r/m	Somma sorgente e destinatario, scrive il risultato sul destinatario. Validio sia per naturali che interi. Aggiorna SF, ZF, CF e OF.
sub	Subtraction	sub[bwl] r/m/i, r/m	Sottrae il sorgente dal destinatario, scrive il risultato sul destinatario. Validio sia per naturali che interi. Aggiorna SF, ZF, CF e OF.
adc	Addition with Carry	adc[bwl] r/m/i, r/m	Somma sorgente, destinatario e CF, scrive il risultato sul destinatario. Validio sia per naturali che interi. Aggiorna SF, ZF, CF e OF.
sbb	Subtraction with Borrow	sub[bwl] r/m/i, r/m	Sottrae il sorgente e CF dal destinatario, scrive il risultato sul destinatario. Validio sia per naturali che interi. Aggiorna SF, ZF, CF e OF.
inc	Increment	inc[bwl] r/m	Somma 1 (sorgente implicito) al destinatario. Aggiorna SF, ZF, e OF, ma non CF.
dec	Decrement	dec[bwl] r/m	Sottrae 1 (sorgente implicito) al destinatario. Aggiorna SF, ZF, e OF, ma non CF.
neg	Negation	neg[bwl] r/m	Sostituisce il destinatario con il suo opposto. Aggiorna ZF, SF e OF. Modifica CF.

Le seguenti istruzioni hanno operandi e destinatari impliciti, che variano in base alla dimensione dell'operazione. Usano inoltre composizioni di più registri: useremo  $\%dx_{\_} \%ax$  per indicare un valore i cui bit più significativi sono scritti in  $\%dx$  e quelli meno significativi in  $\%ax$ .

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
mul	Unsigned Multiply, 8 bit	mulb r/m	Calcola su 16 bit il prodotto tra naturali del sorgente e %al, scrive il risultato su %ax. Se il risultato non è riducibile a 8 bit, mette CF e OF a 1, altrimenti a 0.
mul	Unsigned Multiply, 16 bit	mulw r/m	Calcola su 32 bit il prodotto tra naturali del sorgente e %ax, scrive il risultato su %dx_%ax. Se il risultato non è riducibile a 16 bit, mette CF e OF a 1, altrimenti a 0.
mul	Unsigned Multiply, 32 bit	mull r/m	Calcola su 64 bit il prodotto tra naturali del sorgente e %eax, scrive il risultato su %edx_%eax. Se il risultato non è riducibile a 32 bit, mette CF e OF a 1, altrimenti a 0.
imul	Signed Multiply, 8 bit	imulb r/m	Calcola su 16 bit il prodotto tra interi del sorgente e %al, scrive il risultato su %ax. Se il risultato non è riducibile a 8 bit, mette CF e OF a 1, altrimenti a 0.
imul	Signed Multiply, 16 bit	imulw r/m	Calcola su 32 bit il prodotto tra interi del sorgente e %ax, scrive il risultato su %dx_%ax. Se il risultato non è riducibile a 16 bit, mette CF e OF a 1, altrimenti a 0.
imul	Signed Multiply, 32 bit	imull r/m	Calcola su 64 bit il prodotto tra interi del sorgente e %eax, scrive il risultato su %edx_%eax. Se il risultato non è riducibile a 32 bit, mette CF e OF a 1, altrimenti a 0.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
div	Unsigned Divide, 8 bit	divb r/m	Calcola su 8 bit la divisione tra naturali tra %ax (dividendo implicito) e il sorgente (divisore). Scrive il quoziente su %al e il resto su %ah. Se il quoziente non è rappresentabile su 8 bit, causa <i>crash del programma</i> .
div	Unsigned Divide, 16 bit	divw r/m	Calcola su 16 bit la divisione tra naturali tra %dx_%ax (dividendo implicito) e il sorgente (divisore). Scrive il quoziente su %ax e il resto su %dx. Se il quoziente non è rappresentabile su 16 bit, causa <i>crash del programma</i> .
div	Unsigned Divide, 32 bit	divl r/m	Calcola su 32 bit la divisione tra naturali tra %edx_%eax (dividendo implicito) e il sorgente (divisore). Scrive il quoziente su %eax e il resto su %edx. Se il quoziente non è rappresentabile su 32 bit, causa <i>crash del programma</i> .
idiv	Signed Divide, 8 bit	idivb r/m	Calcola su 8 bit la divisione tra interi tra %ax (dividendo implicito) e il sorgente (divisore). Scrive il quoziente su %al e il resto su %ah. Se il quoziente non è rappresentabile su 8 bit, causa <i>crash del programma</i> .
idiv	Signed Divide, 16 bit	idivw r/m	Calcola su 16 bit la divisione tra interi tra %dx_%ax (dividendo implicito) e il sorgente (divisore). Scrive il quoziente su %ax e il resto su %dx. Se il quoziente non è rappresentabile su 16 bit, causa <i>crash del programma</i> .
idiv	Signed Divide, 32 bit	idivl r/m	Calcola su 32 bit la divisione tra interi tra %edx_%eax (dividendo implicito) e il sorgente (divisore). Scrive il quoziente su %eax e il resto su %edx. Se il quoziente non è rappresentabile su 32 bit, causa <i>crash del programma</i> .

## 11.4 Logica binaria

Le seguenti istruzioni operano *bit a bit*: data per esempio la *and*, l'i-esimo bit del risultato è l'and logico tra gli i-esimi bit di sorgente e destinatario.

Istruzione	Notazione	Comportamento
not	not[bwl] r/m	Sostituisce il destinatario con la sua negazione.
and	and r/m/i, r/m	Calcola l'and logico tra sorgente e destinatario, scrive il risultato sul destinatario.
or	or r/m/i, r/m	Calcola l'or logico tra sorgente e destinatario, scrive il risultato sul destinatario.
xor	xor r/m/i, r/m	Calcola lo xor logico tra sorgente e destinatario, scrive il risultato sul destinatario.

## 11.5 Traslazione e Rotazione

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
shl	Shift Logical Left	shl[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente, esegue lo shift a sinistra del destinatario $n$ volte, impostando a 0 gli $n$ bit meno significativi. In ciascuno shift, il bit più significativo viene lasciato in CF. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .
sal	Shift Arithmetic Left	sal[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente, esegue lo shift a sinistra del destinatario $n$ volte, impostando a 0 gli $n$ bit meno significativi. In ciascuno shift, il bit più significativo viene lasciato in CF. Se il bit più significativo ha cambiato valore almeno una volta, imposta OF a 1. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .
shr	Shift Logical Right	shr[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente, esegue lo shift a destra del destinatario $n$ volte, impostando a 0 gli $n$ bit più significativi. In ciascuno shift, il bit meno significativo viene lasciato in CF. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .
sar	Shift Arithmetic Right	sar[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente e $s$ il valore del bit più significativo del destinatario, esegue lo shift a destra del destinatario $n$ volte, impostando a $s$ gli $n$ bit più significativi. In ciascuno shift, il bit meno significativo viene lasciato in CF. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .
rol	Rotate Left	rol[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente, esegue la rotazione a sinistra del destinatario $n$ volte. In ciascuna rotazione, il bit più significativo viene sia lasciato in CF sia ricopiatato al posto del bit meno significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .
ror	Rotate Right	ror[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente, esegue la rotazione a destra del destinatario $n$ volte. In ciascuna rotazione, il bit meno significativo viene sia lasciato in CF sia ricopiatato al posto del bit più significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .
rcl	Rotate with Carry Left	rcl[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente, esegue la rotazione con carry a sinistra del destinatario $n$ volte. In ciascuna rotazione, il bit più significativo viene lasciato in CF, mentre il valore di CF viene ricopiatato al posto del bit meno significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .
rcr	Rotate with Carry Right	rcr[bwl] i/r r/m	Sia $n$ l'operando sorgente, esegue la rotazione con carry a destra del destinatario $n$ volte. In ciascuna rotazione, il bit meno significativo viene lasciato in CF, mentre il valore di CF viene ricopiatato al posto del bit più significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %cl. Il sorgente può essere omesso, in quel caso $n = 1$ .

## 11.6 Controllo di flusso

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
jmp	Unconditional Jump	jmp m/r	Salta incondizionatamente all'indirizzo specificato.
call	Call Procedure	call m/r	Chiamata a procedura all'indirizzo specificato. Salva l'indirizzo della prossima istruzione nello stack, così che il flusso corrente possa essere ripreso con una ret.
ret	Return from Procedure	ret	Ritorna a un flusso di esecuzione precedente, rimuovendo dallo stack l'indirizzo precedentemente salvato da una call.

La tabella seguente elenca i salti condizionati. I salti condizionati usano i flag per determinare se la condizione di salto è vera. Per un uso sempre coerente, assicurarsi che l'istruzione di salto segua immediatamente una cmp, o altre istruzioni che non hanno modificano i flag dopo la cmp. Dati gli operandi della cmp e una condizione c, per esempio c = "maggiore o uguale", la condizione è vera se destinatario c sorgente. Nella tabella che segue, quando ci si riferisce a un confronto fra sorgente e destinatario si intendono gli operandi della cmp precedente.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
cmp	Compare Two Operands	cmp[bwl] r/m/i, r/m	Confronta i due operandi e aggiorna i flag di conseguenza.
je	Jump if Equal	je m	Salta se destinatario == sorgente.
jne	Jump if Not Equal	jne m	Salta se destinatario != sorgente.
ja	Jump if Above	ja m	Salta se, interpretandoli come naturali, destinatario > sorgente.
jae	Jump if Above or Equal	jae m	Salta se, interpretandoli come naturali, destinatario >= sorgente.
jb	Jump if Below	jb m	Salta se, interpretandoli come naturali, destinatario < sorgente.
jbe	Jump if Below or Equal	jbe m	Salta se, interpretandoli come naturali, destinatario <= sorgente.
jg	Jump if Greater	jg m	Salta se, interpretandoli come interi, destinatario > sorgente.
jge	Jump if Greater or Equal	jge m	Salta se, interpretandoli come interi, destinatario >= sorgente.
jl	Jump if Less	jl m	Salta se, interpretandoli come interi, destinatario < sorgente.
jle	Jump if Less or Equal	jle m	Salta se, interpretandoli come interi, destinatario <= sorgente.
jz	Jump if Zero	jz m	Salta se ZF è 1.
jnz	Jump if Not Zero	jnz m	Salta se ZF è 0.
jc	Jump if Carry	jc m	Salta se CF è 1.
jnc	Jump if Not Carry	jnc m	Salta se CF è 0.
jo	Jump if Overflow	jo m	Salta se OF è 1.
jno	Jump if Not Overflow	jno m	Salta se OF è 0.
js	Jump if Sign	js m	Salta se SF è 1.
jns	Jump if Not Sign	jns m	Salta se SF è 0.

## 11.7 Operazioni condizionali

Per alcune operazioni tipiche, sono disponibili istruzioni specifiche il cui comportamento dipende dai flag e, quindi, dal risultato di una precedente cmp. Anche qui, quando ci si riferisce a un confronto fra sorgente e destinatario si intendono gli operandi della cmp precedente.

La famiglia di istruzioni loop supporta i cicli condizionati più tipici. Rimangono d'interesse didattico come istruzioni specializzate ma, curiosamente, nei processori moderni sono generalmente meno performanti degli equivalenti che usino dec, cmp e salti condizionati.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
loop	Unconditional Loop	loop m	Decrementa %ecx e salta se il risultato è (ancora) diverso da 0.
loope	Loop if Equal	loope m	Decrementa %ecx e salta se entrambe le condizioni sono vere: 1) %ecx è (ancora) diverso da 0, 2) destinatario == sorgente.
loopne	Loop if Not Equal	loopne m	Decrementa %ecx e salta se entrambe le condizioni sono vere: 1) %ecx è (ancora) diverso da 0, 2) destinatario != sorgente.
loopz	Loop if Zero	loopz m	Decrementa %ecx e salta se entrambe le condizioni sono vere: 1) %ecx è (ancora) diverso da 0, 2) ZF è 1.
loopnz	Loop if Not Zero	loopnz m	Decrementa %ecx e salta se entrambe le condizioni sono vere: 1) %ecx è (ancora) diverso da 0, 2) ZF è 0.

La famiglia di istruzioni **set** permette di salvare il valore di un confronto in un registro o locazione di memoria. Tale operando può essere solo da 1 byte.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
sete	Set if Equal	sete r/m	Imposta l'operando a 1 se destinatario == sorgente, a 0 altrimenti.
setne	Set if Not Equal	setne r/m	Imposta l'operando a 1 se destinatario != sorgente, a 0 altrimenti.
seta	Set if Above	seta r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come naturali, destinatario > sorgente, a 0 altrimenti.
setae	Set if Above or Equal	setae r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come naturali, destinatario >= sorgente, a 0 altrimenti.
setb	Set if Below	setb r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come naturali, destinatario < sorgente, a 0 altrimenti.
setbe	Set if Below or Equal	setbe r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come naturali, destinatario <= sorgente, a 0 altrimenti.
setg	Set if Greater	setg r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come interi, destinatario > sorgente, a 0 altrimenti.
setge	Set if Greater or Equal	setge r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come interi, destinatario >= sorgente, a 0 altrimenti.
setl	Set if Less	setl r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come interi, destinatario < sorgente, a 0 altrimenti.
setle	Set if Less or Equal	setle r/m	Imposta l'operando a 1 se, interpretandoli come interi, destinatario <= sorgente, a 0 altrimenti.
setz	Set if Zero	setz r/m	Imposta l'operando a 1 se ZF è 1, a 0 altrimenti.
setnz	Set if Not Zero	setnz r/m	Imposta l'operando a 1 se ZF è 0, a 0 altrimenti.
setc	Set if Carry	setc r/m	Imposta l'operando a 1 se CF è 1, a 0 altrimenti.
setnc	Set if Not Carry	setnc r/m	Imposta l'operando a 1 se CF è 0, a 0 altrimenti.
seto	Set if Overflow	seto r/m	Imposta l'operando a 1 se OF è 1, a 0 altrimenti.
setno	Set if Not Overflow	setno r/m	Imposta l'operando a 1 se OF è 0, a 0 altrimenti.
sets	Set if Sign	sets r/m	Imposta l'operando a 1 se SF è 1, a 0 altrimenti.
setns	Set if Not Sign	setns r/m	Imposta l'operando a 1 se SF è 0, a 0 altrimenti.

La famiglia di istruzioni **cmov** permette di eseguire, solo se il confronto ha avuto successo, una **mov** da memoria a registro o da registro a registro. Gli operandi possono essere solo a 2 o 4 byte, non 1.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
cmove	Move if Equal	cmove[w] r/m r	Esegue la mov se destinatario == sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovne	Move if Not Equal	cmovne[w] r/m r	Esegue la mov se destinatario != sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmova	Move if Above	cmova[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario > sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovae	Move if Above or Equal	cmovae[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario >= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovb	Move if Below	cmovb[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario < sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovbe	Move if Below or Equal	cmovbe[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario <= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovg	Move if Greater	cmovg[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario > sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovge	Move if Greater or Equal	cmovge[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario >= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovl	Move if Less	cmovl[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario < sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovle	Move if Less or Equal	cmovle[w] r/m r	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario <= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovz	Move if Zero	cmovz[w] r/m r	Esegue la mov se ZF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovnz	Move if Not Zero	cmovnz[w] r/m r	Esegue la mov se ZF è 0, altrimenti non fa nulla.
cmovc	Move if Carry	cmovc[w] r/m r	Esegue la mov se CF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovnc	Move if Not Carry	cmovnc[w] r/m r	Esegue la mov se CF è 0, altrimenti non fa nulla.
cmovo	Move if Overflow	cmovo[w] r/m r	Esegue la mov se OF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovno	Move if Not Overflow	cmovno[w] r/m r	Esegue la mov se OF è 0, altrimenti non fa nulla.
cmovs	Move if Sign	cmovs[w] r/m r	Esegue la mov se SF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovns	Move if Not Sign	cmovns[w] r/m r	Esegue la mov se SF è 0, altrimenti non fa nulla.

## 11.8 Istruzioni stringa

Le istruzioni stringa sono ottimizzate per eseguire operazioni tipiche su vettori in memoria. Hanno esclusivamente operandi impliciti, che rende la specifica delle dimensioni *non* opzionale.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
cld	Clear Direction Flag	cld	Imposta DF a 0, implicando che le istruzioni stringa procederanno per indirizzi crescenti.
std	Set Direction Flag	std	Imposta DF a 1, implicando che le istruzioni stringa procederanno per indirizzi decrescenti.
lod\$	Load String	lod\$[bwl]	Legge 1/2/4 byte all'indirizzo in %esi e lo scrive in %al / %ax / %eax. Se DF è 0, incrementa %esi di 1/2/4, se è 1 lo decremente.
stos	Store String	stos[bwl]	Legge il valore in %al / %ax / %eax e lo scrive nei 1/2/4 byte all'indirizzo in %edi. Se DF è 0, incrementa %edi di 1/2/4, se è 1 lo decrementa.
movs	Move String to String	movs[bwl]	Legge 1/2/4 byte all'indirizzo in %esi e lo scrive nei 1/2/4 byte all'indirizzo in %edi. Se DF è 0, incrementa %edi di 1/2/4, se è 1 lo decrementa.
cmps	Compare Strings	cmps[bwl]	Confronta gli 1/2/4 byte all'indirizzo in %esi (sorgente) con quelli all'indirizzo in %edi (destinatario). Aggiorna i flag così come fa cmp.
scas	Scan String	scas[bwl]	Confronta %al / %ax / %eax (sorgente) con gli 1/2/4 byte all'indirizzo in %edi (destinatario). Aggiorna i flag così come fa cmp.

### 11.8.1 Repeat Instruction

Le istruzioni stringa possono essere ripetute senza controllo di programma, usando il prefisso rep.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
rep	Unconditional Repeat Instruction	rep [opcode]	Dato n il valore in %ecx, ripete l'operazione opcode n volte, decrementando %ecx fino a 0. Compatibile con lods, stos, movs.
repe	Repeat Instruction if Equal	repe [opcode]	Dato n il valore in %ecx, decrementa %ecx e ripete l'operazione opcode finché 1) %ecx è (ancora) diverso da 0, e 2) gli operandi di questa ripetizione erano uguali. Compatibile con cmps e scas.
repne	Repeat Instruction if Not Equal	repne [opcode]	Dato n il valore in %ecx, decrementa %ecx e ripete l'operazione opcode finché 1) %ecx è (ancora) diverso da 0, e 2) gli operandi di questa ripetizione erano disuguali. Compatibile con cmps e scas.

## 11.9 Altre istruzioni

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
nop	No Operation	nop	Non cambia lo stato del processore in alcun modo, eccetto per il registro %eip.

Le seguenti istruzioni sono di interesse didattico ma non per le esercitazioni, in quanto richiedono privilegi di esecuzione.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
in	Input from Port	in r/i r	Legge da una porta di input a un registro.
out	Output to Port	out r r/i	Scrive da un registro a una porta di output.
ins	Input String from Port	ins[bwl]	Legge 1/2/4 byte dalla porta di input indicata in %dx e li scrive nei 1/2/4 byte all'indirizzo in %edi.
outs	Output String to Port	outs[bwl]	Legge 1/2/4 byte all'indirizzo indicato da %esi e li scrive alla porta di output indicata in %dx.
hlt	Halt	hlt	Blocca ogni operazione del processore.

# Capitolo 12

## Sottoprogrammi di utility

Nell'architettura del processore, menzioniamo registri, istruzioni e locazioni di memoria. Quando scriviamo programmi, sfruttiamo però il concetto di *terminale*, un'interfaccia dove l'utente legge caratteri e ne scrive usando la tastiera. Come questo possa avvenire è argomento di altri corsi, dove verranno presentate le *interruzioni*, il *kernel*, e in generale cosa fa un *sistema operativo*.

In questo corso ci limitiamo a sfruttare queste funzionalità tramite del codice ad hoc contenuto in `utility.s`. Queste funzionalità sono fornite come sottoprogrammi, che hanno i loro specifici comportamenti da tenere a mente. Per utilizzare questi sottoprogrammi, utilizziamo la direttiva

```
.include "./files/utility.s"
```

### 12.1 Terminologia

Con *leggere caratteri da tastiera* si intende che il programma resta in attesa che l'utente prema un tasto sulla tastiera, inviando la codifica di quel tasto al programma.

Con *mostrare a terminale* si intende che il programma stampa un carattere a video.

Con *fare eco* di un carattere si intende che il programma, subito dopo aver letto un carattere da tastiera, lo mostra anche a schermo. Questo è il comportamento interattivo a cui siamo più abituati, ma non è automatico.

Con *ignorare caratteri* si intende che il programma, dopo aver letto un carattere, controlli che questo sia del tipo atteso: se lo è ne fa eco o comunque risponde in modo interattivo, se non lo è ritorna in lettura di un altro carattere, mostrandosi all'utente come se avesse, appunto, ignorato il carattere precedente.

### 12.2 Caratteri speciali

Avanzamento linea (*line feed*, LF): carattere `\n`, codifica `0x0A`.

Ritorno carrello (*carriage return*, RF): carattere `\r`, codifica `0x0D`.

Il significato di questi ha a che vedere con le macchine da scrivere, dove *avanzare alla riga successiva e riportare il carrello a sinistra* erano azioni ben distinte.

## 12.3 Sottoprogrammi

Nome	Comportamento
inchar	Legge da tastiera un carattere ASCII e ne scrive la codifica in <code>%al</code> . Non mostra a terminale il carattere letto.
outchar	Legge la codifica di un carattere ASCII dal registro <code>%al</code> e lo mostra a terminale.
inbyte / inword / inlong	Legge dalla tastiera 2/4/8 cifre esadecimali (0-9 e A-F), facendone eco e ignorando altri caratteri. Salva quindi il byte/word/long corrispondente a tali cifre in <code>%al</code> / <code>%ax</code> / <code>%eax</code> .
outbyte / outword / outlong	Legge il contenuto di <code>%al</code> / <code>%ax</code> / <code>%eax</code> e lo mostra a terminale sotto forma di 2/4/8 cifre esadecimali.
indecimal_byte / indecimal_word / indecimal_long	Legge dalla tastiera fino a 3/5/10 cifre decimali (0-9), o finché non è inserito un <code>\r</code> , facendone eco e ignorando altri caratteri. Interpreta queste come cifre di un numero naturale, e salva quindi il byte/word/long corrispondente in <code>%al</code> / <code>%ax</code> / <code>%eax</code> .
outdecimal_byte / outdecimal_word / outdecimal_long	Legge il contenuto di <code>%al</code> / <code>%ax</code> / <code>%eax</code> , lo interpreta come numero naturale e lo mostra a terminale sotto forma di cifre decimali.
outmess	Dato l'indirizzo <code>v</code> in <code>%ebx</code> e il numero <code>n</code> in <code>%cx</code> , mostra a terminale gli <code>n</code> caratteri ASCII memorizzati a partire da <code>v</code> .
outline	Dato l'indirizzo <code>v</code> in <code>%ebx</code> , mostra a terminale i caratteri ASCII memorizzati a partire da <code>v</code> finché non incontra un <code>\r</code> o raggiunge il massimo di 80 caratteri.
inline	Dato l'indirizzo <code>v</code> in <code>%ebx</code> e il numero <code>n</code> in <code>%cx</code> , legge da tastiera caratteri ASCII e li scrive a partire da <code>v</code> finché non è inserito un <code>\r</code> o raggiunge il massimo di <code>n - 2</code> caratteri. Pone poi in fondo i caratteri <code>\r\n</code> . Supporta l'uso di backspace per correggere l'input.
newline	Porta l'output del terminale a una nuova riga, mostrando i caratteri <code>\r\n</code> .

# Capitolo 13

## Debugger gdb

gdb è un debugger a linea di comando che ci permette di eseguire un programma passo passo, seguendo lo stato del processore e della memoria.

Il concetto fondamentale per un debugger è quello di *breakpoint*, ossia un punto del codice dove l'esecuzione dovrà fermarsi. I breakpoints ci permettono di eseguire rapidamente le parti del programma che non sono di interesse e fermarsi a osservare solo le parti che ci interessano.

Quella che segue è comunque una presentazione sintetica e semplificata. Per altre opzioni e funzionalità del debugger, vedere la documentazione ufficiale o il comando `help`.

### 13.1 Controllo dell'esecuzione

Per istruzione corrente si intende *la prossima da eseguire*. Quando il debugger si ferma a un'istruzione, si ferma *prima* di esegirla.

Nome completo	Nome scorcianoia	Formato	Comportamento
frame	f	f	Mostra l'istruzione corrente.
list	l	l	Mostra il sorgente attorno all'istruzione corrente.
break	b	b <i>label</i>	Imposta un breakpoint alla prima istruzione dopo <i>label</i> .
continue	c	c	Prosegue l'esecuzione del programma fino al prossimo breakpoint.
step	s	s	Esegue l'istruzione corrente, fermandosi immediatamente dopo. Se l'istruzione corrente è una <i>call</i> , l'esecuzione si fermerà alla prima istruzione del sottoprogramma chiamato.
next	n	n	Esegue l'istruzione corrente, fermandosi all'istruzione successiva del sottoprogramma corrente. Se l'istruzione corrente è una <i>call</i> , l'esecuzione si fermerà <i>dopo</i> il <i>ret</i> di del sottoprogramma chiamato. Nota: aggiungere una <i>nop</i> dopo ogni <i>call</i> prima di una nuova <i>label</i> .
finish	fin	fin	Continua l'esecuzione fino all'uscita dal sottoprogramma corrente ( <i>ret</i> ). L'esecuzione si fermerà alla prima istruzione dopo la <i>call</i> .
run	r	r	Avvia (o riavvia) l'esecuzione del programma. Chiede conferma.
quit	q	q	Esce dal debugger. Chiede conferma.

I seguenti comandi sono *definiti ad hoc nell'ambiente del corso*, e non sono quindi tipici comandi di gdb.

Nome completo	Nome scorcianoia	Formato	Comportamento
rrun	rr	rr	Avvia (o riavvia) l'esecuzione del programma, senza chiedere conferma.
qquit	qq	qq	Esce dal debugger, senza chiedere conferma.

### 13.1.1 Problemi con next

Si possono talvolta incontrare problemi con il comportamento di `next`, che derivano da come questa è definita e implementata. Il comando `next` distingue i *frame* come le sequenze di istruzioni che vanno da una label alla successiva. Il suo comportamento è, in realtà, di continuare l'esecuzione finché non incontra di nuovo una nuova istruzione nello stesso *frame* di partenza.

Questa logica può essere facilmente rotta con del codice come il seguente, dove *non esiste* una istruzione di `punto_1` che viene incontrata dopo la `call`. Quel che ne consegue è che il comando `next` si comporta come `continue`.

```
punto_1:  
...  
    call newline  
punto_2:  
...
```

Per ovviare a questo problema, è una buona abitudine quella di aggiungere una `nop` dopo ciascuna `call`. Tale `nop`, appartenendo allo stesso *frame* `punto_1`, farà regolarmente sospendere l'esecuzione.

```
punto_1:  
...  
    call newline  
    nop  
punto_2:  
...
```

## 13.2 Ispezione dei registri

Nome completo	Nome scorcianoia	Formato	Comportamento
<code>info registers</code>	<code>i r</code>	<code>i r</code>	Mostra lo stato di (quasi) tutti i registri. Non mostra separatamente i sotto-registri, come <code>%ax</code> .
<code>info registers</code>	<code>i r</code>	<code>i r reg</code>	Mostra lo stato del registro <code>reg</code> specificato. <code>reg</code> va specificato in minuscolo senza caratteri preposti, per esempio <code>i r eax</code> . Si possono specificare anche sotto-registri, come <code>%ax</code> , e più registri separati da spazio.

gdb supporta viste alternative con il comando `layout` che mettono più informazioni a schermo. In particolare, `layout regs` mostra l'equivalente di `i r e l`, evidenziando gli elementi che cambiano ad ogni step di esecuzione.

## 13.3 Ispezione della memoria

Nome completo	Nome scorcianoia	Formato	Comportamento
<code>x</code>	<code>x</code>	<code>x/ NFU addr</code>	Mostra lo stato della memoria a partire dall'indirizzo <code>addr</code> , per le <code>N</code> locazioni di dimensione <code>U</code> e interpretate con il formato <code>F</code> . Comando con memoria, i valori di <code>N</code> , <code>F</code> e <code>U</code> possono essere omessi (insieme allo <code>/</code> ) se uguali a prima.

Il comando `x` sta per *examine memory*, ma differenza degli altri non ha una versione estesa.

Il parametro `N` si specifica come un numero intero, il valore di default (all'avvio di `gdb`) è 1.

Il parametro `F` può essere

- `x` per esadecimale
- `d` per decimale
- `c` per ASCII
- `t` per binario
- `s` per stringa delimitata da `0x00`

Il valore di default (all'avvio di gdb) è x.

Il parametro U può essere

- b per byte
- h per word (2 byte)
- w per long (4 byte)

Il valore di default (all'avvio di gdb) è h.

L'argomento *addr* può essere espresso in diversi modi, sia usando label che registri o espressioni basate su aritmetica dei puntatori. Per esempio:

- letterale esadecimale: x 0x56559066
- label: x &label
- registro puntatore: x \$esi
- registro puntatore e registro indice: x (char\*)\$esi + \$ecx

Notare che nell'ultimo caso, dato che ci si basa su aritmetica dei puntatori, il tipo all'interno del cast determina la *scala*, ossia la dimensione di ciascuna delle \$ecx locazioni del vettore da saltare. Si può usare (char\*) per 1 byte, (short\*) per 2 byte, (int\*) per 4 byte.

Un'alternativa a questo è lo scomporre, anche solo temporaneamente, le istruzioni con indirizzamento complesso.

Per esempio, si può sostituire movb (%esi, %ecx), %al con lea (%esi, %ecx), %ebx seguita da movb (%ebx), %al, così che si possa eseguire semplicemente x \$ebx nel debugger.

## 13.4 Gestione dei breakpoints

Oltre a crearli, i breakpoint possono anche essere rimossi o (dis)abilitati. Questi comandi si basano sulla conoscenza dell' *id* di un breakpoint: questo viene stampato quando un breakpoint viene creato o raggiunto durante l'esecuzione, oppure si possono ristampare tutti usando info b.

Nome completo	Nome scorcatoi	Formato	Comportamento
info breakpoints	info b	info b [ <i>id</i> ]	Stampa informazioni sul breakpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.
disable breakpoints	dis	dis [ <i>id</i> ]	Disabilita il breakpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.
enable breakpoints	en	en [ <i>id</i> ]	Abilita il breakpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.
delete breakpoints	d	d [ <i>id</i> ]	Rimuove il breakpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.

### 13.4.1 Conditional Breakpoints

In alcuni casi, la complessità del programma, l'uso intensivo di sottoprogrammi o lunghi loop possono rendere molto lungo trovare il punto giusto dell'esecuzione. A questo scopo, è possibile definire dei *breakpoint condizionali*, per far sì che l'esecuzione si interrompa a tale breakpoint solo se la condizione è verificata.

Nome completo	Nome scorcatoi	Formato	Comportamento
condition	cond	cond <i>id</i> cond	Imposta la condizione cond per il breakpoint <i>id</i> .

La sintassi per una condizione è in "stile C", come il comando x. Alcuni esempi di questa sintassi:

- cond 2 \$al==5 per far sì che l'esecuzione si fermi al breakpoint 2 solo se il registro al contiene il valore 5;
- cond 2 (short \*)\$edi== -5 per far sì che l'esecuzione si fermi al breakpoint 2 solo se il registro edi contiene l'indirizzo di una word di valore -5;
- cond 2 (int \*)&count!=0 per far sì che l'esecuzione si fermi al breakpoint 2 solo se la locazione di 4 byte a partire da count contiene un valore diverso da 0.

Fare attenzione alle conversioni automatiche di rappresentazione: quando si usa la rappresentazione decimale, gdb interpreta automaticamente i valori come interi. Una condizione come cond 2 \$al==128, per quanto

accettata dal debugger, sarà sempre falsa perché la codifica 0x80 è interpretata in decimale come l'intero -128, mai come il naturale 128. È quindi una buona idea usare la notazione esadecimale in casi del genere, cioè quando il bit più significativo è 1.

Una feature disponibile in molti IDE è quello di creare dipendenze tra breakpoint, cioè abilitare un breakpoint solo se è stato prima colpito un altro. Questo però è **fin troppo ostico** da fare in gdb.

### 13.4.2 Watchpoints

I watchpoint sono come dei breakpoint ma per dati (registri e memoria), non per il codice. Si creano indicando l'espressione del dato da controllare. Si gestiscono con gli stessi comandi per i breakpoint.

Nome completo	Nome scorciatoia	Formato	Comportamento
watchpoint	watch	watch <i>expr</i>	Imposta un watchpoint per l'espressione <i>expr</i> .
info watchpoints	info wat	info wat [ <i>id</i> ]	Stampa informazioni sul watchpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.
disable breakpoints	dis	dis [ <i>id</i> ]	Disabilita il breakpoint o watchpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.
enable breakpoints	en	en [ <i>id</i> ]	Abilita il breakpoint o watchpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.
delete breakpoints	d	d [ <i>id</i> ]	Rimuove il breakpoint o watchpoint <i>id</i> , o tutti se l'argomento è omesso.

Un watchpoint richiede la specifica di un registro o locazione nella stessa notazione "stile C" del comando x, e interrompe l'esecuzione quando tale valore cambia. Per esempio, `watch $eax` crea un watchpoint che interrompe l'esecuzione ogni volta che eax cambia valore.

# Capitolo 14

## Tabella ASCII

Dalla tabella seguente sono esclusi caratteri non stampabili che non sono di nostro interesse.

Codifica binaria	Codifica decimale	Codifica esadecimale	Carattere
0000 0000	00	0x00	\0
0000 1000	08	0x08	backspace
0000 1001	09	0x09	\t, Horizontal Tabulation
0000 1010	10	0x0A	\n, Line Feed
0000 1101	13	0x0D	\r, Carriage Return
0010 0000	32	0x20	space
0010 0001	33	0x21	!
0010 0010	34	0x22	"
0010 0011	35	0x23	#
0010 0100	36	0x24	\$
0010 0101	37	0x25	%
0010 0110	38	0x26	&
0010 0111	39	0x27	'
0010 1000	40	0x28	(
0010 1001	41	0x29	)
0010 1010	42	0x2A	*
0010 1011	43	0x2B	+
0010 1100	44	0x2C	,
0010 1101	45	0x2D	-
0010 1110	46	0x2E	.
0010 1111	47	0x2F	/
0011 0000	48	0x30	0
0011 0001	49	0x31	1
0011 0010	50	0x32	2
0011 0011	51	0x33	3
0011 0100	52	0x34	4
0011 0101	53	0x35	5
0011 0110	54	0x36	6
0011 0111	55	0x37	7
0011 1000	56	0x38	8
0011 1001	57	0x39	9
0011 1010	58	0x3A	:
0011 1011	59	0x3B	;
0011 1100	60	0x3C	<
0011 1101	61	0x3D	=
0011 1110	62	0x3E	>
0011 1111	63	0x3F	?
0100 0000	64	0x40	@
0100 0001	65	0x41	A
0100 0010	66	0x42	B

Codifica binaria	Codifica decimale	Codifica esadecimale	Carattere
0100 0011	67	0x43	C
0100 0100	68	0x44	D
0100 0101	69	0x45	E
0100 0110	70	0x46	F
0100 0111	71	0x47	G
0100 1000	72	0x48	H
0100 1001	73	0x49	I
0100 1010	74	0x4A	J
0100 1011	75	0x4B	K
0100 1100	76	0x4C	L
0100 1101	77	0x4D	M
0100 1110	78	0x4E	N
0100 1111	79	0x4F	O
0101 0000	80	0x50	P
0101 0001	81	0x51	Q
0101 0010	82	0x52	R
0101 0011	83	0x53	S
0101 0100	84	0x54	T
0101 0101	85	0x55	U
0101 0110	86	0x56	V
0101 0111	87	0x57	W
0101 1000	88	0x58	X
0101 1001	89	0x59	Y
0101 1010	90	0x5A	Z
0101 1011	91	0x5B	[
0101 1100	92	0x5C	\
0101 1101	93	0x5D	]
0101 1110	94	0x5E	^
0101 1111	95	0x5F	-`
0110 0000	96	0x60	a
0110 0001	97	0x61	b
0110 0010	98	0x62	c
0110 0011	99	0x63	d
0110 0100	100	0x64	e
0110 0101	101	0x65	f
0110 0110	102	0x66	g
0110 0111	103	0x67	h
0110 1000	104	0x68	i
0110 1001	105	0x69	j
0110 1010	106	0x6A	

Codifica binaria	Codifica decimale	Codifica esadecimale	Carattere
0110 1011	107	0x6B	k
0110 1100	108	0x6C	l
0110 1101	109	0x6D	m
0110 1110	110	0x6E	n
0110 1111	111	0x6F	o
0111 0000	112	0x70	p
0111 0001	113	0x71	q
0111 0010	114	0x72	r
0111 0011	115	0x73	s
0111 0100	116	0x74	t
0111 0101	117	0x75	u
0111 0110	118	0x76	v
0111 0111	119	0x77	w
0111 1000	120	0x78	x
0111 1001	121	0x79	y
0111 1010	122	0x7A	z
0111 1011	123	0x7B	{
0111 1100	124	0x7C	
0111 1101	125	0x7D	}
0111 1110	126	0x7E	~

From <https://en.wikipedia.org/wiki/ASCII>

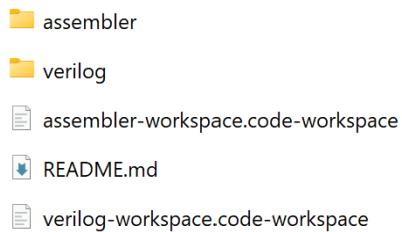
# Capitolo 15

## Ambiente d'esame e i suoi script

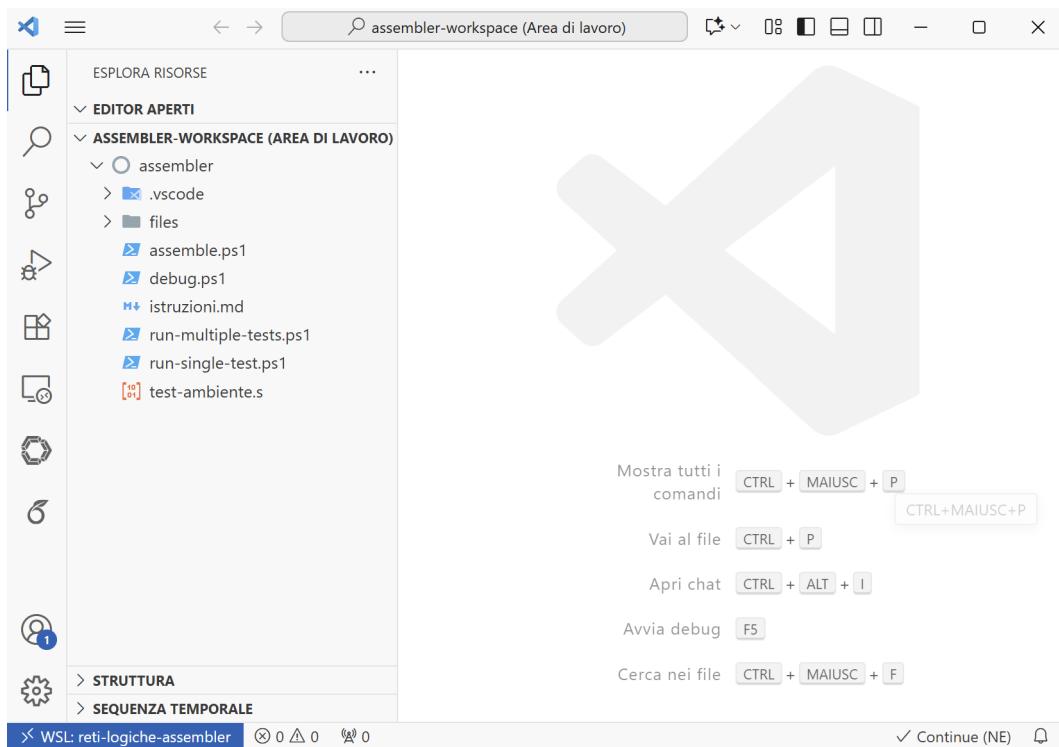
Qui di seguito sono documentati gli script dell'ambiente. I principali sono `assemble.ps1` e `debug.ps1`, il cui uso è mostrato nelle esercitazioni. Gli script `run-test.ps1` e `run-tests.ps1` sono utili per automatizzare i test, il loro uso è del tutto opzionale.

### 15.1 Aprire l'ambiente

Sulle macchine all'esame (o sulla propria, se si seguono tutti i passi indicati nel pacchetto di installazione) troverete una cartella `C:/reti_logiche` con contenuto come da figura.



Facendo doppio click sul file `assembler-workspace.code-workspace` verrà lanciato VS Code, collegandosi alla macchina virtuale WSL e la cartella di lavoro `C:/reti_logiche/assembler`. La finestra VS Code che si aprirà sarà simile alla seguente.



Nell'angolo in basso a sinistra, `WSL: reti-logiche-assembler` sta a indicare che l'editor è correttamente connesso alla macchina virtuale.

I file e cartelle mostrati nell'immagine sono quelli che ci si deve aspettare dall'ambiente vuoto.

In caso si trovino file in più all'esame, si possono cancellare.

Il file `test-ambiente.s` è un semplice programma per verificare che l'ambiente funzioni. Il contenuto è il seguente:

```
.include "./files/utility.s"

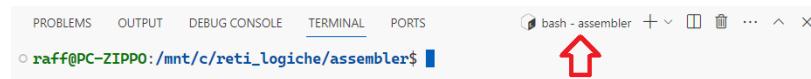
.data
messaggio: .ascii "Ok.\r"

.text
_main:
nop
lea messaggio, %ebx
call outline
ret
```

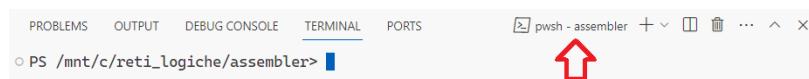
## 15.2 Il terminale Powershell

Per aprire un terminale in VS Code possiamo usare `Terminale -> Nuovo Terminale`. Per eseguire gli script dell'ambiente c'è bisogno di aprire un terminale *Powershell*. La shell standard di Linux, bash, non è in grado di eseguire questi script.

Non così:



Ma così:



Per cambiare shell si può usare il bottone + sulla sinistra, o lanciare il comando `pwsh` senza argomenti.

Se si preferisce, in VS Code si può aprire un terminale anche come tab dell'editor, o spostandolo al lato anziché in basso.

#### Perché Powershell?

Perché Powershell (2006) è object-oriented, e permette di scrivere script leggibili e manutenibili, in modo semplice. Bash (1989) è invece text-oriented, con una [lunga lista di trappole da saper evitare](#).

## 15.3 Eseguire gli script

Gli script forniti permettono di assemblare, debuggere e testare il proprio programma. È importante che vengano eseguiti senza cambiare cartella, cioè non usando il comando cd o simili. Ricordarsi anche dei ./, necessari per indicare al terminale che i file indicati vanno cercati nella cartella corrente.

Il tasto tab ↗ della tastiera invoca l'autocompletamento, che aiuta ad assicurarsi di inserire percorsi corretti. Si ricorda inoltre di salvare il file sorgente prima di provare ad eseguire script.

### 15.3.1 assemble.ps1

```
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./assemble.ps1 mio_programma.s
```

Questo script assembra un sorgente assembler in un file eseguibile. Lo script controlla prima che il file passato non sia un eseguibile, invece che un sorgente. Poi, il sorgente viene assemblato usando gcc ed includendo il sorgente ./files/main.c, che si occupa di alcune impostazioni del terminale.

### 15.3.2 debug.ps1

```
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./debug.ps1 mio_programma
```

Questo script lancia il debugger per un programma. Lo script controlla prima che il file passato non sia un sorgente, invece che un eseguibile. Poi, il debugger gdb viene lanciato con il programma dato, includendo le definizioni e comandi iniziali in ./files/gdb\_startup. Questi si occupano di definire i comandi qquit e rrun (non chiedono conferma), creare un breakpoint in \_main e avviare il programma fino a tale breakpoint (così da saltare il codice di setup di ./files/main.c ).

### 15.3.3 run-single-test.ps1

```
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./run-single-test.ps1 mio_programma input.txt output.txt
```

Lancia un eseguibile usando il contenuto di un file come input, e optionalmente ne stampa l'output su file. Lo script fa ridirezione di input/output, con alcuni controlli. Tutti i caratteri del file di input verranno visti dal programma come se digitati da tastiera, inclusi i caratteri di fine riga.

### 15.3.4 run-multiple-tests.ps1

```
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./run-multiple-tests.ps1 mio_programma cartella_test
```

Testa un eseguibile su una serie di coppie input-output, verificando che l'output sia quello atteso. Stampa riassuntivamente e per ciascun test se è stato passato o meno.

Lo script prende ciascun file di input, con nome nella forma in\_\*.txt, ed esegue l'eseguibile con tale input. Ne salva poi l'output corrispondente nel file out\_\*.txt. Confronta poi out\_\*.txt e out\_ref\_\*.txt : il test è passato se i due file coincidono. Nel confronto, viene ignorata la differenza fra le sequenze di fine riga \r\n e \n.

## **Parte IV**

# **Assembler - Appendice**

# Capitolo 16

## Problemi comuni

Questa sezione include problemi che è frequente incontrare.

Come regola generale, in sede d'esame rispondiamo a tutte le domande relative a problemi di questo tipo e aiutiamo a proseguire - perché sono relative all'ambiente d'esame e non ai concetti oggetto d'esame.

Per altre domande, si può sempre contattare per email o Teams.

### 16.1 Setup dell'ambiente

#### 16.1.1 1. Ho trovato un ambiente assembler per Mac su Github, ma ho problemi ad usarlo

Non abbiamo fatto noi quell'ambiente, non sappiamo come funziona e non offriamo supporto su come usarlo.

#### 16.1.2 2. Ho trovato un ambiente basato su DOS, usato precedentemente all'esame, ma ho problemi ad usarlo

Ha probabilmente incontrato uno dei tanti motivi per cui l'ambiente basato su DOS è stato abbandonato. Questi problemi sono al più *aggirabili*, non *risolvibili*.

#### 16.1.3 3. Lanciando il file assemble.code-workspace, mi appare un messaggio del tipo Unknown distro: Ubuntu

Il file assemble.code-workspace cerca di lanciare via WSL la distro chiamata Ubuntu, senza alcuna specifica di versione. Nel caso la vostra installazione sia diversa, andrà modificato il file. Da un terminale Windows, lanciare wsl --list -v, dovreste ottenere una stampa del tipo

```
PS C:\Users\raffa> wsl --list -v
  NAME          STATE      VERSION
* Ubuntu        Stopped    2
  Ubuntu-22.04  Stopped    2
```

La parte importante è la colonna NAME dell'immagine che vogliamo usare per l'ambiente assembler. Modificare il file assemble.code-workspace con un editor di testo (notepad o VS Code stesso, stando attenti ad aprirlo come file di testo e non come workspace) sostituendo tutte le occorrenze di wsl+ubuntu con wsl+NOME-DELLA-DISTRO. Per esempio, se volessi utilizzare l'immagine Ubuntu-22.04, sostituirei con wsl+Ubuntu-22.04.

#### 16.1.4 4. Sto utilizzando una sistema Linux desktop, come uso l'ambiente senza virtualizzazione?

Il file assemble.code-workspace fa tre cose

- Aprire VS Code nella macchina virtuale WSL
- Aprire la cartella c:/reti\_logiche/assembler in tale ambiente
- Impostare pwsh come terminale default

È possibile fare manualmente gli step 2 e 3, o modificare assemble.code-workspace per non fare lo step 1. Per seguire questa seconda opzione, eliminare la riga con "remoteAuthority":, e modificare il percorso dopo "uri": perché sia semplicemente un percorso sul proprio disco, per esempio "uri": "/home/raff/reti\_logiche/assembler".

## 16.2 Uso dell'ambiente

### 16.2.1 5. Se premo Run su VS Code non viene lanciato il programma

Non è così che si usa l'ambiente di questo corso. Si deve usare un terminale, assemblare con `./assemble.ps1 programma.s` e lanciare con `./programma`.

### 16.2.2 6. Provando a lanciare `./assemble.ps1 programma.s` ricevo un errore del tipo `./assemble.ps1: line 1: syntax error near unexpected token`

State usando la shell da terminale sbagliata, bash invece che pwsh. Aprire un terminale Powershell da VS Code o utilizzare il comando pwsh.

### 16.2.3 7. Provando ad assemblare ricevo un warning del tipo warning: creating DT\_TEXTREL in a PIE

Sostituire il file `assemble.ps1` con quello contenuto nel pacchetto più recente tra i file del corso. Oppure modificare manualmente il file, alla riga 29, da

```
gcc -m32 -o ...
```

a

```
gcc -m32 -no-pie -o ...
```

Riprovarlo quindi a riassemblare. Se il warning non scompare, scrivermi. Allegando il sorgente.

### 16.2.4 8. Provando ad assemblare ricevo un warning del tipo missing .note.GNU-stack section implies executable stack

Sostituire il file `assemble.ps1` con quello contenuto nel pacchetto più recente tra i file del corso. Oppure modificare manualmente il file, alla riga 29, da

```
gcc -m32 -no-pie -o ...
```

a

```
gcc -m32 -no-pie -z execstack -o ...
```

Riprovarlo quindi a riassemblare. Se il warning non scompare, scrivermi. Allegando il sorgente.

### 16.2.5 9. Ho modificato il codice per correggere un errore, ma quando assemblo e eseguo il codice, continuo a vedere lo stesso errore.

Controllare di aver salvato il file. In alto, nella barra delle tab, VS Code mostra un pallino pieno, al posto della X per chiedere la tab, per i file modificati e non salvati.

### 16.2.6 10. Dove trovo i file che scrivo nell'ambiente assembler?

La cartella `assembler` mostrata in VS Code corrisponde alla cartella `C:/reti_logiche/assembler` su Windows. Troveremo qui sia i file sorgenti (estensione `.s`) che i binari assemblati.

**Windows può nascondere le estensioni dei file**

Nella configurazione default, Windows nasconde le estensioni dei file “noti”. Suggerisco di cambiare questa configurazione per mostrare sempre l'estensione, come indicato [qui](#).

# **Parte V**

## **Verilog - Esercitazioni**

# Capitolo 17

## Esercitazione 1

Per capire bene cos'è il Verilog è bene partire dal capire per cosa si usa. È un *Hardware Description Language*, cioè un linguaggio formalizzato per la progettazione e realizzazione di componenti hardware: da reti combinatorie a CPU, architetture avanzate e componenti dedicati a scopi specifici.

Lo scopo non è quindi solo descrivere dell'hardware con del codice anziché disegni, ma in generale supportare con strumenti utili l'ingegnere in tutte le fasi di progettazione di sistemi elettronici digitali, a partire dalla semplice prototipazione dell'interfaccia (dove poco importa la realizzazione interna, ma solo l'algoritmo implementato), passando per la simulazione in testbench software, alla realizzazione fisica su FPGA e test in hardware.

Tutti questi scopi hanno richieste diverse, e *semantiche* relative diverse. Per questo non dovrebbe stupire il fatto che Verilog include molte diverse funzionalità e sintassi che hanno senso solo in specifici contesti e non altri, che spazia dalle porte logiche elementari a strutture di programmazione stile-C e funzionalità di stampa a terminale. Questo è spesso fonte di confusione, visto che il compilatore Verilog non aiuta a fare queste distinzioni, anzi, supporta intenzionalmente diversi modi di usare le stesse keyword, come `reg` che può essere utilizzata sia come variabile di un programma che come un registro in una rete sincronizzata. Come vedremo, è importante tenere presente *cosa si sta facendo e perché* per poter capire quale forma e sintassi ha senso usare e quale no.

Noi vedremo 3 usi diversi, in particolare:

- descrizione e sintesi di reti combinatorie
- descrizione e sintesi di reti sincronizzate
- verifica con testbench simulativa

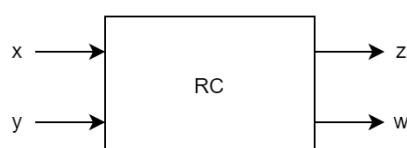
### Argomenti d'esame

Saper leggere o scrivere testbench non è parte degli argomenti d'esame. È tuttavia estremamente utile per esercitarsi provando con mano l'hardware descritto e capire come si comporta.

Per ogni esercizio, così come in sede d'esame, viene fornita una testbench adatta.

### 17.1 Da schemi circuituali a codice

La bussola fondamentale per scrivere Verilog è tenere sempre presente l'hardware che si vuole realizzare. Partiamo dall'idea di hardware che abbiamo tramite schemi, come nell'esempio in figura.



Questo schema mostra una generica rete combinatoria RC con ingressi x e y, e uscite z e w. Questa rete logica sarà implementata poi con componenti elettronici. Sappiamo che questi, in quanto componenti fisici reali, non hanno un concetto di ordine tra di loro, o sincronizzazione, o attesa: gli ingressi x e y variano indipendentemente, possono avere cambiamenti anche contemporanei e fluttuanti, e la rete RC risponde sempre a questi cambiamenti tramite le uscite z e w, anche durante i transitori dove gli ingressi variano da uno stato a un altro. Questa può sembrare una ripetizione banale se si pensa ai segnali elettrici che si propagano in un circuito, ma è facile dimenticarsene quando si guarda al codice Verilog. Vediamo come questo schema si può tradurre in codice.

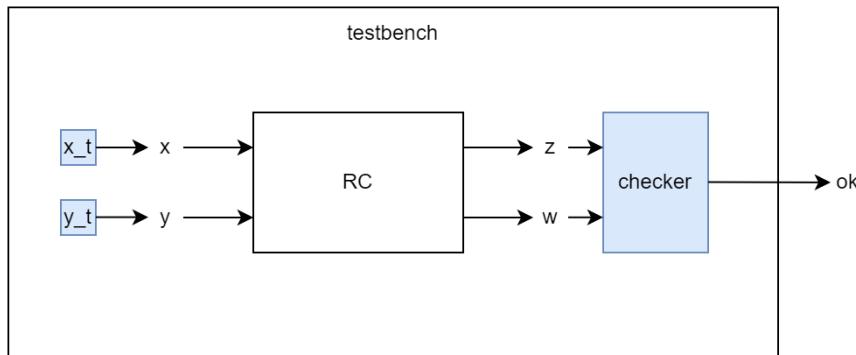
```
module RC(x, y, z, w);
input x, y;
output z, w;
assign #1 z = x | y;
assign #2 w = x & y;
endmodule
```

In Verilog si dichiarano moduli in modo simile alle classi in linguaggi di programmazione: un modulo è un *tipo* di componente che altri moduli potranno poi usare. La riga 1 inizia la dichiarazione del modulo, che è composta dal nome del modulo ( `RC` ) e dalla lista di porte di questo modulo, anch'esse con nome ( `x, y, z, w` ). Queste porte possono essere di input e/o output, a uno o a più bit. Specifichiamo questo alle righe 3 e 4. Mancando indicazioni di dimensione, saranno tutte da 1 bit. Alle righe 6 e 7 specifichiamo il comportamento dei fili di uscita `z` e `w`. Lo statement `assign` indica che l'elemento a sinistra assume continuamente il valore indicato dall'espressione a destra. Con `#1` si indica un fattore di ritardo nell'aggiornamento, di 1 unità di tempo. Ogni rete combinatoria che non sia un semplice filo ha un certo tempo di attraversamento non trascurabile, ed è importante rappresentarlo con un elemento di ritardo.

Nel codice, vediamo che l' `assign` di `z` precede quello di `w`. Questo però non ha nulla a che vedere con le proprietà temporali che li legano: con queste linee di codice rappresentiamo componenti hardware distinti che si evolvono continuamente, indipendentemente e contemporaneamente. L'ordine degli statement di un `module` ha lo stesso valore dell'ordine con cui si disegnano le linee di uno schema circuitale: completamente irrilevante ai fini del risultato finale. Questo rimarrà vero quando vedremo reti più complesse, dove dimenticarsi di questo porta a errori gravi.

## 17.2 Concetto di testbench

Abbiamo progettato il nostro hardware, la rete `RC` di cui sopra. Vogliamo sapere però come si comporta, e in particolare se fa quello che ci aspettiamo dalle specifiche. Per far questo, ho bisogno di mettere `RC` in un contesto in cui ne manipolo gli ingressi in un modo noto, così da conoscere quali output aspettarsi, e con della logica apposita misuro le uscite e verifico che corrispondano a quelle attese. Tale ambiente è quello che chiamiamo *testbench*. Nell'esempio in figura, una rete checker controlla le uscite e con l'uscita `ok` indica se il test è andato a buon fine o no.



Il corrispettivo nel mondo software è un programma di test che prova i metodi e strutture dati di una libreria. Anche noto come *unit test*.

Una opzione è progettare questa testbench come un ulteriore componente hardware, e seguire tutti i passaggi necessari a realizzare *con hardware* vero la testbench con dentro la rete sopra descritta, per esempio con FPGA. Questo è sicuramente corretto, ma molto costoso, quantomeno nel tempo necessario a fare la verifica. Una opzione più interessante è usare la *simulazione*: si *compila* un programma eseguibile che simula il comportamento dell'hardware, almeno fino a un certo livello di dettaglio. Questo ci da un responso in modo molto più efficiente, visto che si può modificare, ricompilare e rieseguire in pochi secondi vedendo il risultato direttamente a terminale. Si può fare un passo in più: anziché progettare la testbench come dell'altro hardware con semplice uscita `ok`, si sfrutta appieno la natura software della simulazione per scrivere qualcosa che è più simile a un *programma di test*, dove abbiamo effettivamente ordine e temporizzazione tra gli statement, insieme ad altri concetti che sarebbero privi di senso al di fuori della simulazione. Questo ci fornisce un modo per fare *debugging* su descrizioni di hardware.

```
module testbench();
reg x_t, y_t; // "variabili"
wire z_t, w_t;
```

```

RC rc (
    .x(x_t), .y(y_t),
    .z(z_t), .w(w_t)
);

initial begin
    $dumpfile("waveform.vcd");
    $dumpvars;

    x_t = 0;
    y_t = 0;
    #10;
    if (z_t == 0 && w_t == 0)
        $display("0 0 -> 0 0 success");
    else
        $display("0 0 -> 0 0 fail");

    x_t = 0;
    y_t = 1;
    #10;
    if (z_t == 0 && w_t == 1)
        $display("0 1 -> 0 1 success");
    else
        $display("0 1 -> 0 1 fail");

    x_t = 1;
    y_t = 0;
    #10;
    if (z_t == 0 && w_t == 1)
        $display("1 0 -> 0 1 success");
    else
        $display("1 0 -> 0 1 fail");

    x_t = 1;
    y_t = 1;
    #10;
    if (z_t == 1 && w_t == 1)
        $display("1 1 -> 1 1 success");
    else
        $display("1 1 -> 1 1 fail");
end
endmodule

```

Le righe da 2 a 8 sono molto vicine a quello che vediamo nel disegno. Dichiariamo dei `reg` che useremo per pilotare gli ingressi della rete combinatoria, e dei `wire` che useremo per monitorarne le uscite. Dichiariamo poi la nostra rete combinatoria: lo statement a righe 5-8 è nella forma `tipo_modulo nome_istanza( [lista porte] );`. Possiamo immaginare questo statement come equivalente dell'atto fisico di prendere un chip di tipo `RC`, che chiameremo con un nome d'istanza `rc` per distinguerlo dagli altri, e posizionarlo nella nostra rete collegandone i vari piedini con altri elementi: l'ingresso `x` al `reg` `x_t`, l'uscita `z` al `wire` `z_t`, e così via.

La notazione mostrata a righe 6-7 è con parametri nominati (*named parameters*), dove si indicano esplicitamente gli assegnamenti tra parametro del componente e componente esterno. Si può sempre utilizzare l'alternativa più nota - perché unica scelta in molti linguaggi, come C - ossia la notazione con parametri posizionali (*positional parameters*), dove l'associazione è data dalla corrispondenza con l'ordine di dichiarazione dei parametri.

### Evitare parametri posizionali

La notazione con parametri posizionali può sembrare meno prolissa, ma è anche più pericolosa. In primo luogo, si basa sul fatto di ricordarsi *esattamente* l'ordine dei parametri, quando è invece facile distrarsi e scambiarli di posto. In secondo luogo, non permette di *saltare* una posizione, mentre vedremo esempi dove collegare qualcosa a una o più uscite di una rete è del tutto opzionale.

Queste limitazioni possono sembrare semplici da aggirare, ma il vero problema è che a una semplice svista su un assegnamento di parametri posizionali corrisponde una lunga e faticosa fase di debug in cui tutto sembra comportarsi in modo completamente casuale.

Guardando le righe successive, ci sono diversi concetti che hanno un senso *in questo contesto* mentre altrove o hanno un senso *diverso* o sono del tutto privi di senso. Iniziamo dall'uso di `reg` come variabili, assegnando valori in serie come in un programma C. Nelle reti sincronizzate, vedremo che `reg` viene usato con significato e comportamento completamente diverso. Vediamo poi che usiamo un blocco `initial begin ... end`: questo contiene degli statement, eseguiti come un programma uno alla volta, separati talvolta da delle attese esplicite come `#10` che attende 10 unità di tempo. Il termine `initial` significa che il programma è eseguito "all'inizio della simulazione":

questo è un esempio di concetto completamente insensato per dell'hardware, dove non esiste un tempo 0. Altri statement che hanno senso solo in una simulazione sono \$display, che stampa a terminale, e \$dumpfile e \$dumpvars, che producono invece un file waveform.vcd che possiamo studiare con GTKWave.

Leggendo il codice come un programma, vediamo che questa testbench altro non fa che testare tutti e 4 i possibili stati di x e y, confrontando le uscite z e w con i valori attesi.

### Unità di tempo

Le unità temporali (sia di default che di volta in volta) si possono specificare, ma noi per semplicità non lo facciamo. Come vedremo dalle waveform, di conseguenza ogni valore viene interpretato di default come *secondi*, cosa decisamente poco realistica, ma comunque di nessun impatto per i nostri usi.

Per eseguire il test useremo tre programmi: iverilog e vvp, dalla suite [Icarus Verilog](#), e GTKWave. A differenza dell'ambiente per Assembler, questi sono facilmente reperibili per ogni piattaforma, o compilabili dal sorgente. [Qui](#) si trovano installer per Windows.

iverilog è il programma che *compila* la nostra simulazione. La sintassi è la seguente:

```
iverilog -o nome_simulazione testbench.v mia_rete.v [altri file .v]
```

I file per questo test sono scaricabili [qui](#) e [qui](#). Il file prodotto da iverilog non è direttamente eseguibile, ma va eseguito usando vvp :

```
vvp nome_simulazione
```

Otteniamo un output come il seguente:

```
VCD info: dumpfile waveform.vcd opened for output.
0 0 -> 0 0 success
0 1 -> 0 1 fail
1 0 -> 0 1 fail
1 1 -> 1 1 success
```

La prima riga è relativa ai comandi \$dumpfile e \$dumpvars, ci informa semplicemente che la simulazione sta effettivamente salvando i dati su waveform.vcd. Le righe successive sono invece quelle stampate dai nostri \$display : vediamo che alcuni test sono falliti.

### Stampe a fine simulazione

Alcune versioni di iverilog aggiungono *di default* una stampa del tipo "\$finish called at ..." al termine della simulazione, altre no.

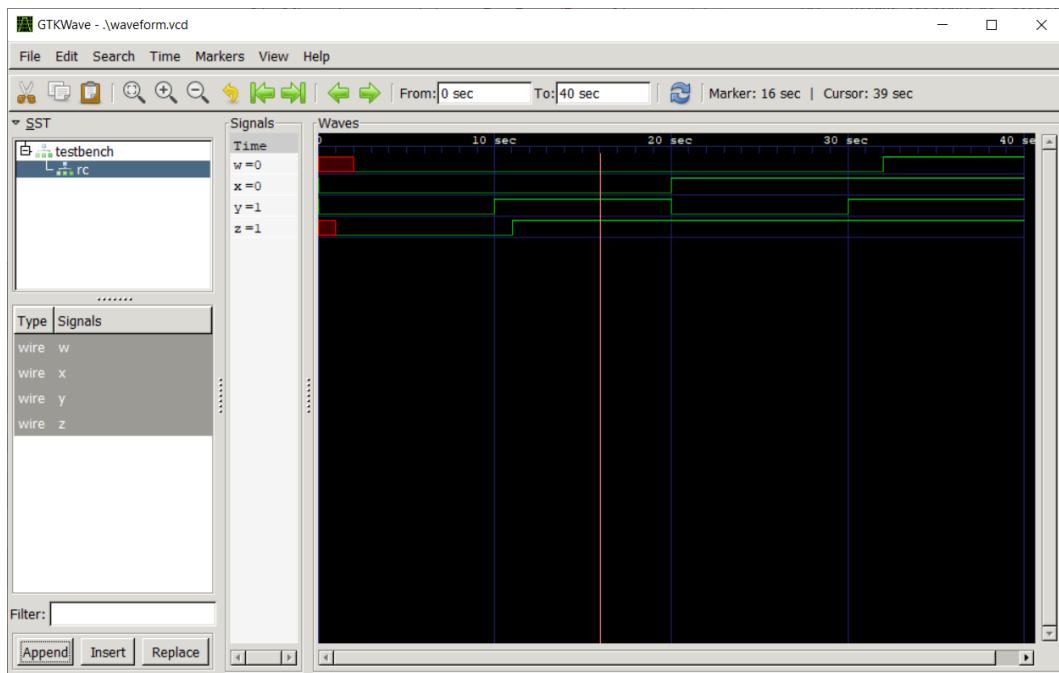
### Chi ha ragione?

Un test che fallisce indica soltanto che il codice di test e il codice testato sono in disaccordo. La maggior parte delle volte, se fatto bene, il test rappresenta la specifica desiderata, mentre ciò che è testato ne indica solo l'implementazione. Per questo, di solito, ha ragione il test e va cambiato ciò che è testato.

Cerchiamo di capire perché il test fallisce, e quindi in cosa la rete RC non segue la specifica. Le stampe ci indicano i valori attesi e il fatto che non corrispondono con quelli prodotti da RC, non quali valori sono stati trovati in z e w. Potremmo cambiare le stampe per includerlo, ma è facile intuire che questo approccio non scala bene: non possiamo stampare a schermo tutte le variabili in tutte le situazioni. È per questo che si usa la waveform. Lanciamo GTKWave con il comando

```
gtkwave waveform.vcd
```

Si dovrebbe aprire quindi una finestra dal quale possiamo analizzare l'evoluzione della rete, filo per filo, nel tempo. Espandiamo le reti nel menu a sinistra, selezioniamo la rete rc e quindi gli input x e y e gli output z e w, clicchiamo poi Append. Otteniamo una schermata come quella in figura.



La schermata mostra l'evoluzione nel tempo dei fili selezionati, in particolare nel momento selezionato (la linea verticale rossa).

### Significato delle waveform

GTKWave usa linee verdi con valore alto o basso per elementi da un singolo bit che hanno valore logico 0 o 1. In caso di elemento da più bit, utilizza linee verdi sopra e sotto il valore corrente dell'elemento (si può cambiare come sono interpretati i bit usando il menu contestuale).

Le aree di colore rosso indicano punti in cui il valore logico è *non specificato*, 'bx, tipicamente perché uno o più bit dell'elemento non sono unicamente determinabili. Una linea in mezzo di colore giallo vuol dire invece *alta impedenza*, 'bz, che non è un valore logico e vuol dire che, elettricamente, il filo non è connesso. Sia 'bx che 'bz hanno contesti ed usi utili in cui è normale che compaiano, ma *molto spesso* sono sintomo di un errore e un buon punto di partenza per il debug.

Vediamo dalla waveform i valori di *w* e *z* in corrispondenza dei test falliti: in entrambi i casi il test richiede *z* a 0 e lo trova a 1, *w* a 1 e lo trova a 0. Notiamo quindi che il test si aspetta che *z* si comporti come un AND e *w* come un OR, mentre vediamo che succede il contrario. Dobbiamo quindi scambiare gli assign delle due uscite.

```
module RC(x, y, z, w);
input x, y;
output z, w;

assign #1 z = x & y;
assign #2 w = x | y;

endmodule
```

### Usare il reload in GTKWave

Una volta cambiato il codice, vorremmo ricompilare e rieseguire la simulazione. Ma il comando `gtkwave waveform.vcd` blocca il terminale finché non chiudiamo la finestra. Potremmo chiudere GTKWave e riavvarlo dopo, ma questo significa rifare daccapo tutto il setup per analizzare le waveform.

È per questo una buona idea utilizzare una delle seguenti strategie:

- usare due terminali, uno dedicato a `iverilog` e `vvp`, l'altro a `gtkwave`
- lanciare il comando in background. Nell'ambiente Windows all'esame, questo si può fare con un & in fondo: `gtkwave waveform.vcd &`

In entrambi i casi, otteniamo di poter rieseguire la simulazione mentre GTKWave è aperto. Possiamo quindi sfruttare il pulsante Reload, che caricherà le nuove waveform dall'ultima simulazione senza dover reimpostare l'interfaccia.

**Se l'operatore & non funziona**

In alcune installazioni di Powershell l'operatore & non funziona. L'operatore è un semplice alias per Start-Job, e si può ovviare al problema usando questo comando per esteso:

```
Start-Job gtkwave waveform.vcd
```

L'operatore è documentato [qui](#).

### 17.3 Full adder, descrizione e sintesi di reti combinatorie

In generale, la differenza tra *descrizione* e *sintesi* è la seguente: una descrizione si limita a dire cosa una rete *fa*, senza scendere oltre nei dettagli implementativi; una sintesi mostra invece *come si implementa* questo comportamento. Una sintesi è un modo di realizzare una rete che si comporta come indicato dalla descrizione, e ci possono essere diversi modi (seguendo diversi modelli, algoritmi, criteri di costo) per sintetizzare una descrizione.

Per il caso delle reti combinatorie, vediamo l'esempio del *full adder*, partendo dal caso a 1 bit ([testbench](#), [descrizione](#), [sintesi](#)).

```
module full_adder(
    x, y, c_in,
    s, c_out
);
    input x, y;
    input c_in;
    output s;
    output c_out;

    assign #5 c_out, s = x + y + c_in;
endmodule
```

**Sintassi: raggruppamento**

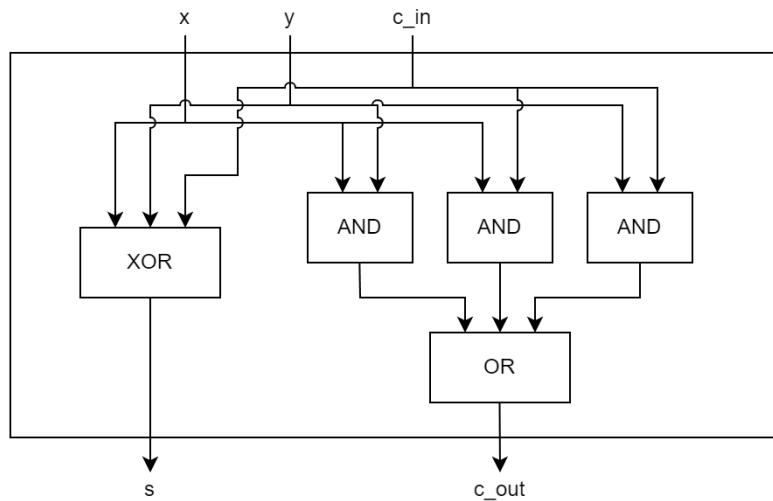
Le parentesi graffe, come in `c_out`, `s`, si può usare per raggruppare elementi sia a destra che a sinistra di un assegnamento. Bisogna stare però attenti alle dimensioni in bit, e cosa viene assegnato a cosa.

Questa è una *descrizione* del full adder: ci spiega cosa fa questo modulo, indicando le porte e la relazione tra ingressi e uscite, ma non ci dice nulla su come è implementata questa relazione. Infatti, la riga 10 utilizza l'operatore `+` del linguaggio Verilog, non ci spiega *come si fa* la somma. Quando si usano espressioni in questo modo, il compilatore Verilog non le traduce in hardware, ma ne calcola direttamente il risultato usando la nostra CPU a tempo di simulazione.

```
module full_adder(
    x, y, c_in,
    s, c_out
);
    input x, y;
    input c_in;
    output s;
    output c_out;

    assign #5 s = x ^ y ^ c_in;
    assign #5 c_out = ( x & y ) | ( y & c_in ) | ( x & c_in );
endmodule
```

Questa invece è una *sintesi*: ci mostra come realizzare il sommatore usando operatori logici elementari. Un altro modo per definire *sintesi* è il fatto che siamo in grado, a partire dalla sintesi, di produrre lo schema circuitale corrispondente. Infatti, dal codice sopra possiamo ricavare il seguente schema.



Vediamo ora il caso di un full adder a 3 bit ([testbench](#), [descrizione](#), [sintesi](#)).  
Per una descrizione, ci basta seguire l'esempio del caso a 1 bit, con l'aggiunta delle diverse dimensioni dei fili.

```

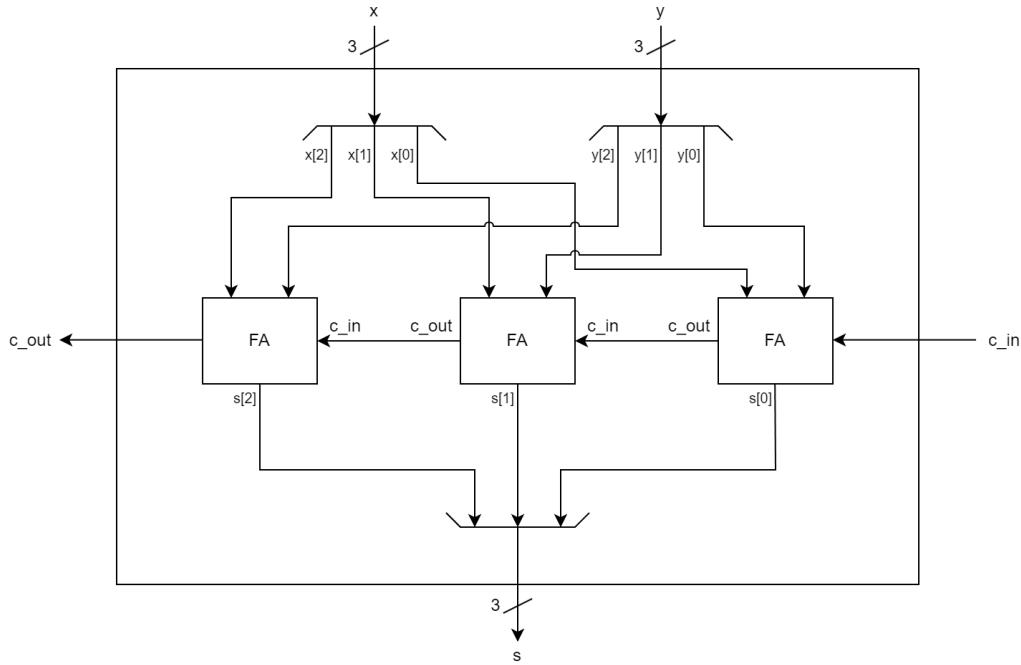
module full_adder_3(
    x, y, c_in,
    s, c_out
);
    input [2:0] x, y;
    input c_in;
    output [2:0] s;
    output c_out;
    assign #5 c_out, s = x + y + c_in;
endmodule
  
```

#### Sintassi: elementi di più bit

La dichiarazione con `[2:0]` indica che l'elemento è composto da 3 bit, indicizzati da 0 a 2. Questi indici possono poi essere utilizzati per selezionare uno più di componenti. Per esempio, con `x[2:1]` si selezionano i bit 2 e 1 di `x`, con `x[1]` solo il bit 1.

Come prima, questa è una descrizione perché non ci dice affatto come realizzare il sommatore, e non possiamo disegnare uno schema circuitale a partire da questo codice senza sapere già, da un'altra fonte, come realizzare un full adder a 3 bit.

Passiamo invece alla sintesi. Sappiamo che il full adder è un esempio di rete componibile, nel senso che possiamo realizzare un full adder a N bit usando N full adder a 1 bit. Vediamo come partendo, questa volta, dallo schema circuitale.



Da questo schema, si evince che sappiamo realizzare un full adder a 3 bit se sappiamo già realizzare un full adder a 1 bit. Questa relazione si conserva anche nel codice Verilog: nella sintesi di una rete combinatoria si possono utilizzare altre reti combinatorie di cui, a loro volta, si conosce la sintesi.

```
module full_adder_3(
    x, y, c_in,
    s, c_out
);
    input [2:0] x, y;
    input c_in;
    output [2:0] s;
    output c_out;

    wire c_in_1;
    full_adder fa_0 (
        .x(x[0]), .y(y[0]), .c_in(c_in),
        .s(s[0]), .c_out(c_in_1)
    );

    wire c_in_2;
    full_adder fa_1 (
        .x(x[1]), .y(y[1]), .c_in(c_in_1),
        .s(s[1]), .c_out(c_in_2)
    );

    full_adder fa_2 (
        .x(x[2]), .y(y[2]), .c_in(c_in_2),
        .s(s[2]), .c_out(c_out)
    );
endmodule
```

In questo codice riutilizziamo la rete `full_adder` che abbiamo sintetizzato prima. Notiamo come per farlo dobbiamo instanziare la rete tre volte, dandogli nomi diversi (`fa_0`, `fa_1`, `fa_2`), e dichiarare dei nuovi `wire` per collegarli, `c_in_1` e `c_in_2`. Infine, utilizziamo indici per indicare le componenti di `x` e `y` da collegare a ciascun `full_adder`, così come quale componente di `s` è collegata a quale uscita.

Di nuovo, possiamo vedere la corrispondenza tra il codice Verilog e lo schema circuitale: questo non è un caso, anzi è fondamentale. Tolto il caso limite delle testbench simulative, ogni cosa che scriviamo in Verilog ha senso solo se ci è chiaro che tipo di hardware corrisponde a ciò che scriviamo e come si può realizzare.

Questo vale anche quando si fa una descrizione. Per esempio, abbiamo prima visto come si può descrivere un full adder scrivendo `c_out`, `s = x + y + c_in`. Questo ci permette di essere meno prolissi, a patto che si sa come si fa un sommatore. Vedremo più avanti, nelle reti sincronizzate, esempi di cose che sono semplici da scrivere in descrizione, affidandosi al simulatore per eseguirne la logica, ma che si rivelano poi molto difficili da sintetizzare.

# Capitolo 18

## Esercitazione 2

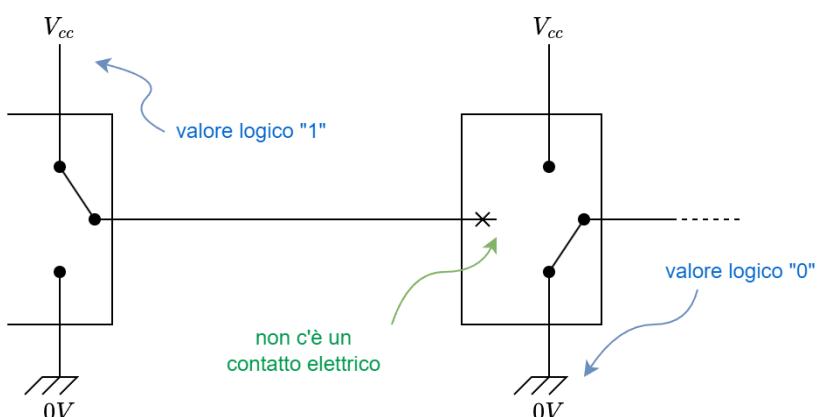
### 18.1 Errori comuni: i corto circuiti

Vediamo ora un esempio di come non tenere presente la corrispondenza tra Verilog e schemi circuituali porta a grossi guai.

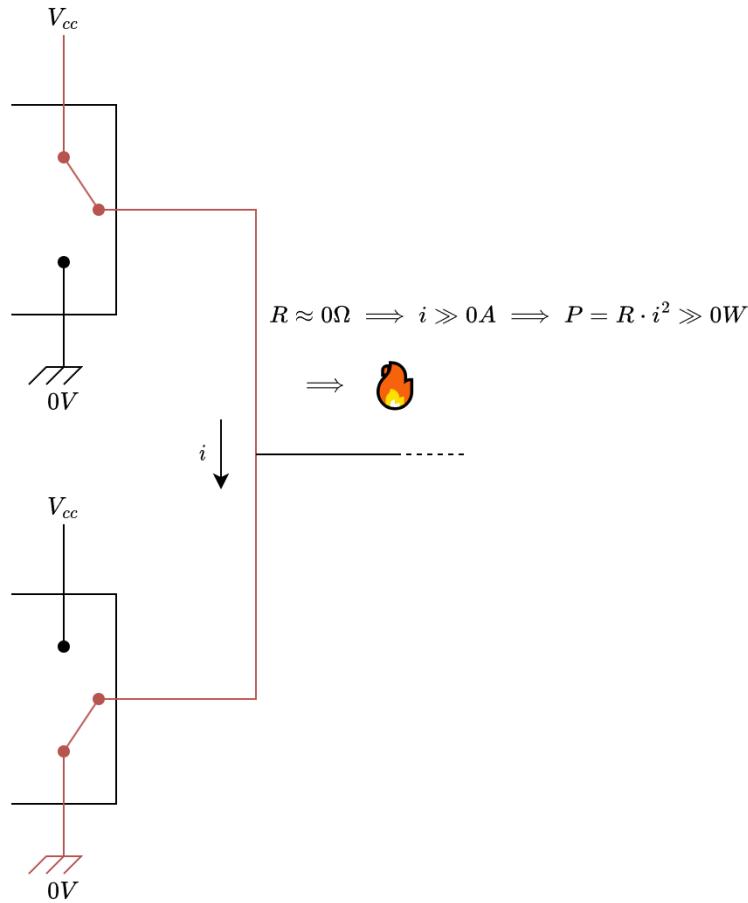
La maggior parte di quello di cui discutiamo in questo corso si applica per *qualsiasi* tecnologia se utilizzate per implementarla. Infatti, una volta ottenuti gli operatori logici elementari, sono identici i passaggi necessari per arrivare a costruire un processore in grado di eseguire programmi. Per esempio, c'è chi ha realizzato un processore funzionante usando la [redstone di Minecraft](#), così come ricerca sull'uso della luce, detta [photonic computing](#).

Attualmente, usiamo elettronica digitale basata su semiconduttori (studiata nel corso di Elettronica Digitale). Questo implica che dobbiamo stare attenti ai limiti imposti dall'elettronica quando realizziamo reti logiche, in particolare il fatto che non si possono collegare due o più fonti di tensione allo stesso filo. Vediamo perché.

Una porta logica agisce fondamentalmente come un interruttore che collega la propria uscita a *terra*, 0V, o alla tensione di alimentazione V<sub>cc</sub>, per esempio 5V. All'ingresso di una porta logica, invece, viene rilevata la tensione senza contatti elettrici con l'uscita.



Cosa succede invece se collegiamo le uscite di due porte logiche, in particolare se una produce 1 e l'altra 0? Si chiude un circuito che collega V<sub>cc</sub> a terra. Data la differenza di potenziale, scorre corrente. Data la bassissima resistenza di un semplice filo, scorre tanta corrente. Data la relazione tra la potenza dissipata in calore e la corrente che attraversa il circuito,  $P = R \cdot i^2$ , viene dissipato tanto calore. Il circuito [prende fuoco](#) 🔥.



Arriviamo quindi al perché questo è un grosso problema all'esame: in Verilog, questa regola si traduce in non si possono fare due o più assign allo stesso wire. Questo è un errore tanto grave quanto è facile da fare, soprattutto se non si tiene a mente la corrispondenza con schemi circuitali come discusso sopra. Per dar fuoco al proprio circuito basta infatti scrivere:

```
wire filo;
...
assign #1 filo = ...;
...
assign #1 filo = ...;
```

Una forma (purtroppo) comune di questo errore è quello in cui si tenta di usare un wire come variabile accumulatore.

```
wire [7:0] filo;
...
rete_combinatoria rc_1 (
    .ingresso1(...), .ingresso2(...),
    .uscita(filo)
)
rete_combinatoria rc_2 (
    .ingresso1(...), .ingresso2(...),
    .uscita(filo)
)
...
...
```

Ci sono qui due errori in tandem: si parte dall'idea che *rc\_1* e *rc\_2* lavorino in sequenza anziché in parallelo, come due righe distinte di un programma, e si arriva a collegare sia l'uscita di *rc\_1* che *rc\_2* allo stesso filo, creando il corto circuito.

Dall'uso del simulatore Verilog questo problema non è sempre evidente: se due valori assegnati sono gli stessi, il simulatore "lascia fare" assegnando quel valore al filo, se invece i valori sono distinti il filo avrà valore logico indeterminato 1'bx.

## 18.2 Uso efficiente di VS Code

### Uso efficiente di VS Code

Questa parte della lezione copre l'uso efficiente di VS codice. Il materiale relativo si trova [qui](#).

## 18.3 Esercizi d'esame

Negli esercizi d'esame dove compare la sintesi di reti combinatorie, questa è *parte* di un esercizio più ampio: si chiede di realizzare una rete sincronizzata che interagisce con l'esterno per raccogliere input, svolgere un calcolo, e inviare un risultato. Viene chiesto di implementare tale calcolo con una rete combinatoria, da sintetizzare come modulo a parte utilizzato dalla rete sincronizzata.

Per esercitarsi, è possibile utilizzare tutti i testi d'esame in questa forma prendendo in considerazione solo la parte relativa alla rete combinatoria e ignorando, per ora il resto. Uno svantaggio è il fatto che le testbench fornite sono relative all'esercizio per intero, interfacciandosi solo con la rete sincronizzata, e si dovrà realizzare da sé una testbench apposita per testare la sola rete combinatoria.

### Materiale in costruzione

Non è ancora pronta, ma prevista, una guida adeguata alle testbench preparate per gli esercizi d'esame e come riadattarle per altri usi, per esempio per testare solo la parte combinatoria.

Vediamo alcuni esercizi di reti combinatorie prese da testi d'esame.

## 18.4 Esercizio 2.1: parte combinatoria esame 2023-06-27

[Qui](#) il testo completo.

L'esercizio parla di una rete sincronizzata, che preleva due numeri naturali  $x$  e  $y$ , su 8 bit, e ha bisogno di calcolare  $z = \max(x, y)$ . Per ora, ci interessa soltanto la parte dove ci viene chiesto di sintetizzare la rete MAX che svolge questo calcolo.

Per testare tale rete, possiamo ricavarci una testbench come la seguente, scaricabile [qui](#).

```
module testbench();
    reg [7:0] x, y;
    wire [7:0] z;

    MAX m (
        .x(x), .y(y), .max(z)
    );

    initial begin
        x = 10; y = 5;
        #10;
        if(z != 10)
            $display("Test failed!");

        x = 5; y = 10;
        #10;
        if(z != 10)
            $display("Test failed!");

        x = 10; y = 10;
        #10;
        if(z != 10)
            $display("Test failed!");

        x = 100; y = 50;
        #10;
        if(z != 100)
            $display("Test failed!");

        x = 50; y = 100;
        #10;
        if(z != 100)
            $display("Test failed!");
    end
endmodule
```

Una versione più completa, ottenuta dalla testbench originale dell'esercizio prendendo lo schema del blocco consumer e i casi di test della funzione `get_TestCase`, è scaricabile [qui](#).

Notiamo che, come per le testbench d'esame, questa emette output solo in caso di errore. Questo significa che quando lanciamo la simulazione, se vediamo a terminale solo le righe riguardo il file VCD e la `$finish` di fine simulaizone, possiamo dire che la testbench *non ha trovato errori*. Questo non vuol dire che *non ci sono*, ed è sempre indicato di verificare da sé il corretto comportamento per tutti gli aspetti.

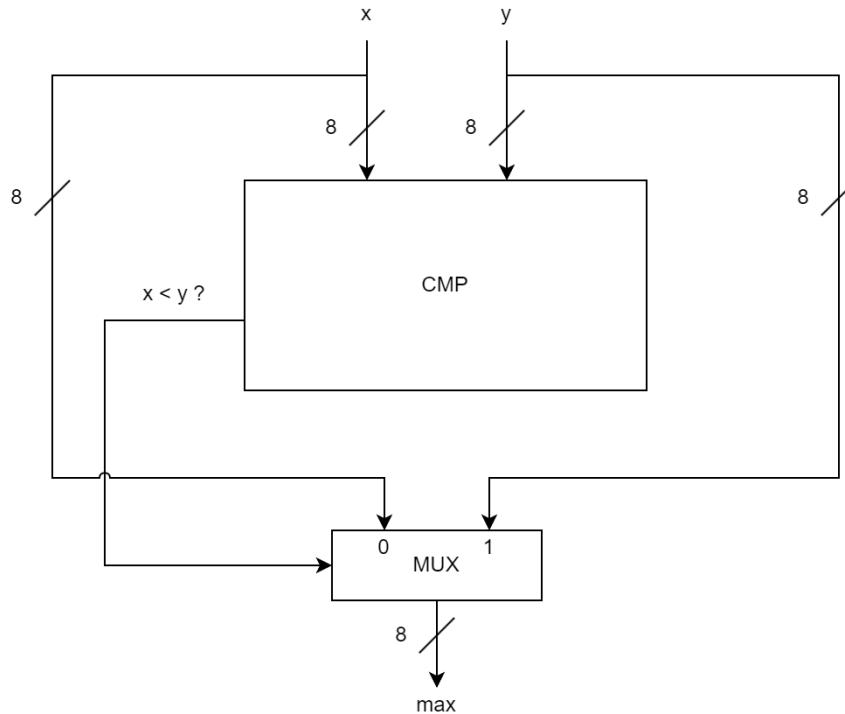
Vediamo ora il file `reti_standard.v`, anche questo fornito con l'esercizio. Questo file contiene delle reti combinatorie che si assume *note e sintetizzabili*. Ciò vuol dire che possiamo liberamente usarle come componenti nelle nostre sintesi di reti combinatorie - assieme alle porte logiche elementari e eventuali altre reti sintetizzate da noi nello stesso esercizio.

### Controllare sempre `reti_standard.v`

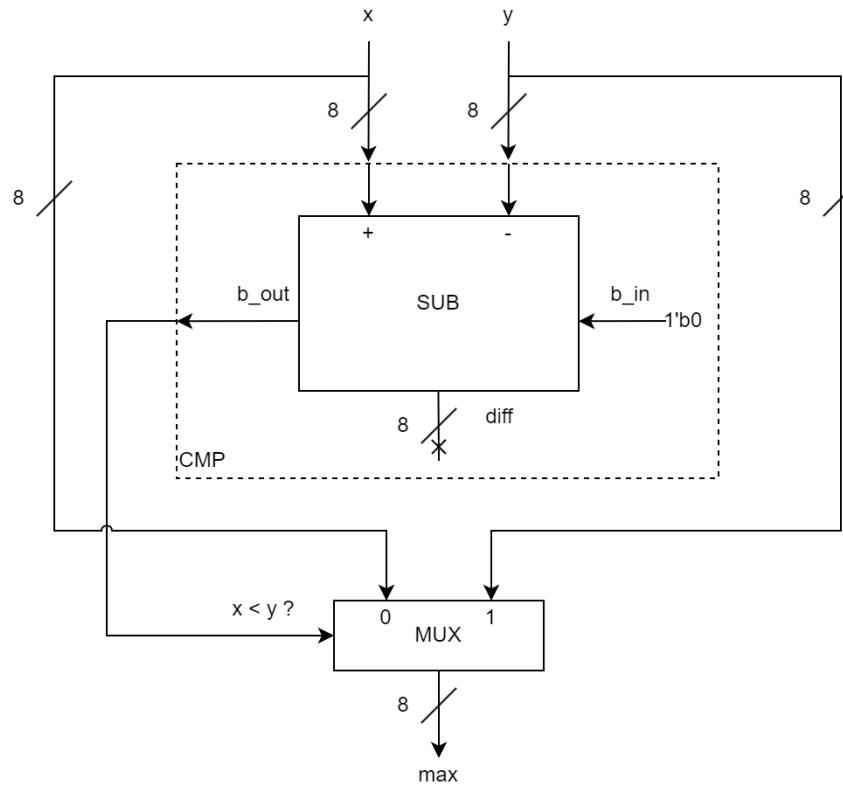
Il contenuto di `reti_standard.v` varia da esercizio ad esercizio. Questo sia in termini di reti fornite sia per la presenza o meno di parametri configurabili. Ciò è intenzionale, e la difficoltà di un esercizio è data anche da ciò che si è fornito come partenza.

In questo caso abbiamo a disposizione una sola rete combinatoria, il sommatore. Questo sommatore ha però un parametro,  $N$ . I parametri sono simili ai *generics* nei linguaggi di programmazione: un modo per scrivere un modulo configurabile che si adatta a più situazioni, che in questo caso vuol dire a un diverso numero di bit. Questo vuol dire che possiamo collocare nella nostra rete sommatori di qualunque numero di bit vogliamo, anzi *dobbiamo* trovare il numero giusto di bit da usare.

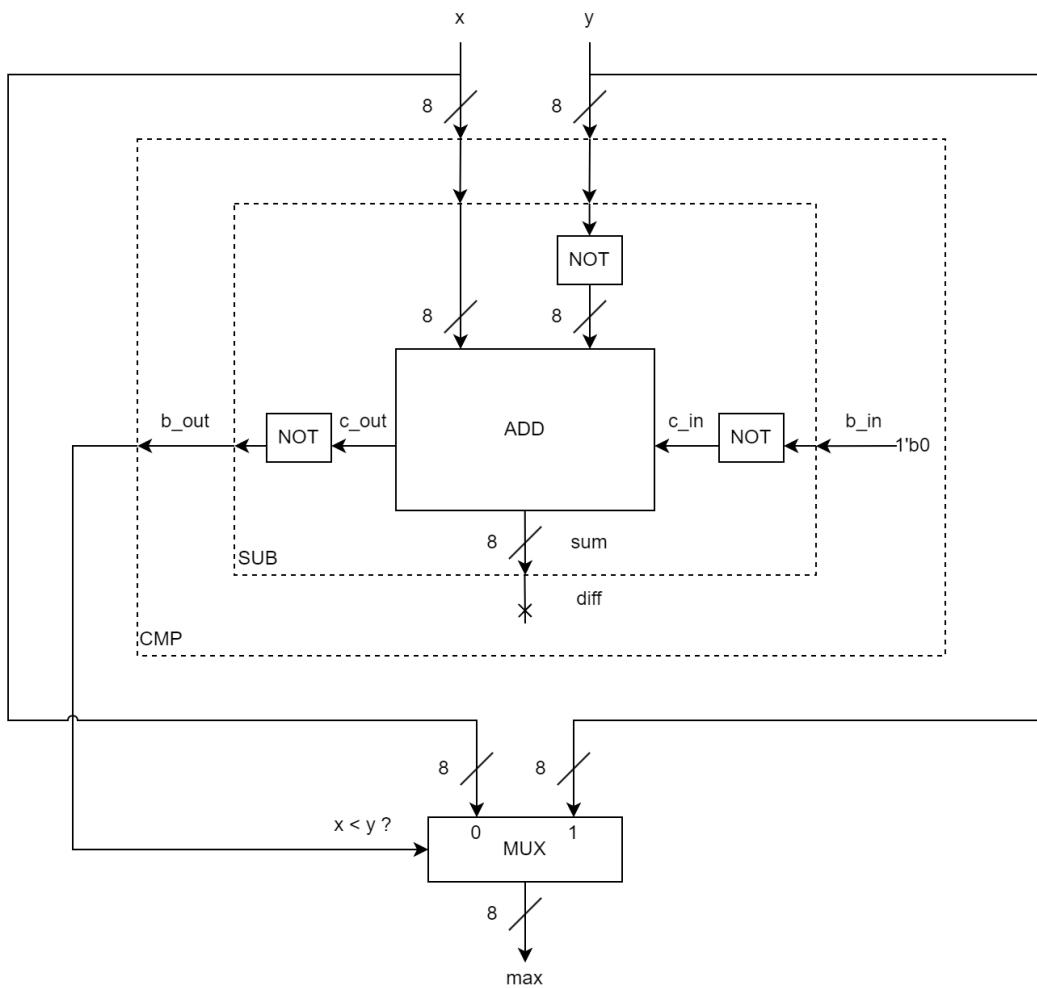
Prima di vedere la sintassi per usare queste reti parametriche, capiamo prima come lo vogliamo usare, ragionando sul problema con schemi circuitali. Una rete che determini il massimo tra due numeri dovrà necessariamente passare da una comparazione tra i due. Partiamo dall'idea di avere un comparatore il cui risultato fa da selettore per un multiplexer.



$x < y$  equivale a  $x - y < 0$ . Dato che  $x$  e  $y$  sono numeri naturali, questo equivale a chiedersi se la loro sottrazione genera un prestito uscente. Posso quindi realizzare questo comparatore usando un sottrattore.



Arriviamo quindi a come fare il sottrattore: sappiamo dal modulo di aritmetica che si può fare a partire da un sommatore: basta negare il sottraendo e i riporti in ingresso e uscita.



Abbiamo quindi una rete sintetizzabile: usiamo solo dei not, un multiplexer e un sommatore a 8 bit, quest'ultimo sintetizzabile perché parte della libreria `reti_standard.v`. Possiamo ora scrivere l'equivalente in Verilog, specificando per il sommatore  $N = 8$ . Questo parametro viene impostato all'istanziazione del sommatore, e deve essere una costante: determina infatti la quantità di hardware utilizzata, e non si può cambiare l'hardware a runtime.

```
module MAX(
    x, y,
    max
);
    input [7:0] x, y;
    output [7:0] max;

    wire y_neg;
    assign #1 y_neg = ~y;

    wire c_out;
    add #(N(8)) s (
        .x(x), .y(y_neg), .c_in(1'b1),
        .c_out(c_out)
    );

    wire b_out;
    assign #1 b_out = ~c_out;

    assign #1 max = b_out ? y : x;
endmodule
```

#### Uso di wire vs. assegnamento diretto

Esiste una certa flessibilità, soprattutto quando le reti si fanno più complesse, attorno alla sintesi esplicita con ritardi di operazioni come la negazione `~` e l'incremento `+1`.

Per esempio, in questo esercizio abbiamo dichiarato separatamente i `wire` `y_neg` e `b_out`, con dei ritardi negli `assign` relativi. È lecito però anche evitare questi `wire` e scrivere più compattamente `.y(~y)` a riga 13 e `~c_out ? y : x` a riga 20. Uno svantaggio di questo approccio è che, rimuovemendo dei punti di ritardo, può rendere più difficile il debugging via waveform.

## 18.5 Esercizio 2.2: parte combinatoria esame 2023-01-31

[Qui](#) il testo completo.

Anche in questo caso, l'esercizio parla di una rete sincronizzata, che per ora ignoreremo. Per la rete sincronizzata, avremo da calcolare un prodotto di numeri naturali, ma abbiamo a disposizione solo `mul+add` da 4 bit (non parametrizzati). [Qui](#) la testbench riadattata per la sola rete combinatoria.

Questo esercizio segue in realtà lo stesso schema dell'equivalente già visto in Assembler ([qui](#)), cambia solo la base, che passa da  $\beta_{asm} = 2^8$  a  $\beta_{vrl} = 2^4$ . Anche se matematicamente è lo stesso problema, cambia abbastanza come dovremmo solgerlo proprio perché stiamo descrivendo hardware e non programmando software.

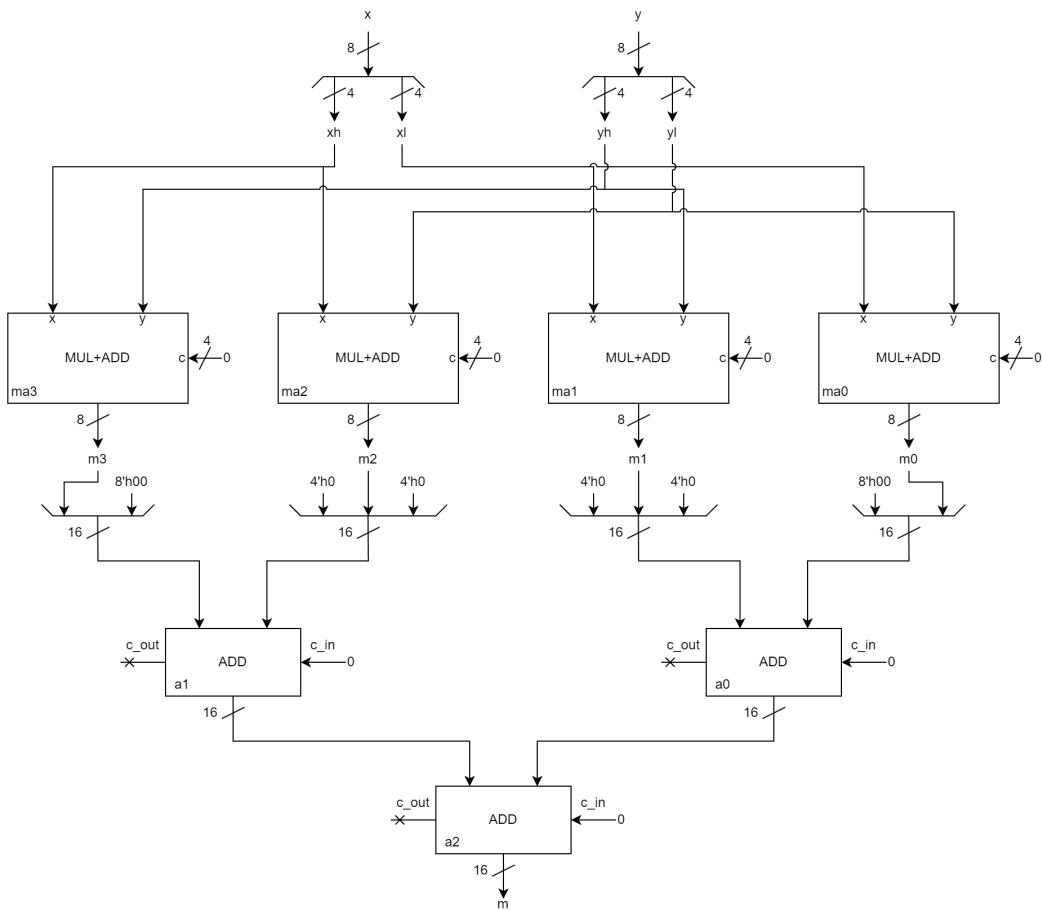
### 18.5.1 Soluzione 1

Una buona strategia, soprattutto quando si ha tempo limitato, è partire da soluzioni semplici ma funzionali, e passare poi a migliorarle.

Seguendo lo schema già visto, dovremo calcolare quattro sottoprodotto tra due cifre. Ciascun sottoprodotto può essere calcolato indipendentemente e produce un risultato su 2 cifre (8 bit). Questi sottoprodotto venivano shiftati a sinistra di 0, 1 o 2 cifre.

In Assembler, dopo questo passaggio si era già pronti a fare la somma su 4 cifre: questo perché i registri del processore hanno numeri di bit fissi, e le istruzioni a disposizione operano su questi numeri di bit. In Verilog, dove descriviamo hardware, i numeri di bit sono decisi da noi, ed è normale avere valori su numeri di bit diversi che non possiamo passare a un sommatore senza prima *estenderli*.

In altre parole, dobbiamo occuparci tanto degli zeri aggiunti a destra (per shift) quanto di quelli aggiunti a sinistra (per estensione) prima di poter sommare i sottoprodotto tra di loro. Una volta ottenuti i quattro sottoprodotto, tutti su 4 cifre, possiamo sommarli tra loro. Possiamo usare tre sommatori a 4 cifre (16 bit) per farlo. Otteniamo quindi lo schema seguente.



In Verilog, questo diventa quanto segue (scaricabile [qui](#) ).

```
// x naturale su 8 bit
// y naturale su 8 bit
// m = x * y, su 16 bit
module MUL8(x, y, m);
    input [7:0] x;
    input [7:0] y;
    output [15:0] m;

    wire [3:0] xl, xh;
    assign xh = x;
    wire [3:0] yl, yh;
    assign yh = y;

    wire [7:0] m0;
    mul_add_nat ma0(
        .x(xl), .y(yl), .c(4'h0),
        .m(m0)
    );
    wire [15:0] m0e = 8'h00, m0;

    wire [7:0] m1;
    mul_add_nat ma1(
        .x(xl), .y(yh), .c(4'h0),
        .m(m1)
    );
    wire [15:0] m1e = 4'h0, m1, 4'h0;

    wire [7:0] m2;
    mul_add_nat ma2(
        .x(xh), .y(yl), .c(4'h0),
        .m(m2)
    );
    wire [15:0] m2e = 4'h0, m2, 4'h0;

    wire [7:0] m3;
    mul_add_nat ma3(
        .x(xh), .y(yh), .c(4'h0),
        .m(m3)
    );

```

```

);
wire [15:0] m3e = m3, 8'h00;

wire [15:0] s0;
add #( .N(16) ) a0 (
    .x(m0e), .y(m1e), .c_in(1'b0),
    .s(s0)
);

wire [15:0] s1;
add #( .N(16) ) a1 (
    .x(m2e), .y(m3e), .c_in(1'b0),
    .s(s1)
);

add #( .N(16) ) a2 (
    .x(s0), .y(s1), .c_in(1'b0),
    .s(m)
);

endmodule

```

### Si diceva dei corto circuiti...

Questo è un esempio del tipo di esercizi dove è comune vedere confusione: dovendo sommare quattro valori, usando tre sommatori, si può pensare di poter utilizzare un `wire` come una variabile accumulatore. Come spiegato, ciò non può funzionare in una rete combinatoria ed è un errore grave.

## 18.5.2 Soluzione 2

Nella soluzione precedente si può notare una inefficienza: abbiamo a disposizione solo reti `mul+add`, che hanno anche un ingresso `c` e calcolano  $(x \cdot y) + c$ , ma stiamo ignorando questa possibilità impostando tutti gli `c` a 0. Per ottimizzare, possiamo quindi cercare un modo di sfruttare questi ingressi per ridurre il numero di sommatori. Ritorniamo alla somma in colonna dei sottoprodotti.

0	0	[ m0 ]	+
0	[ m1 ]	0	+
0	[ m2 ]	0	+
[ m3 ]	0	0	+

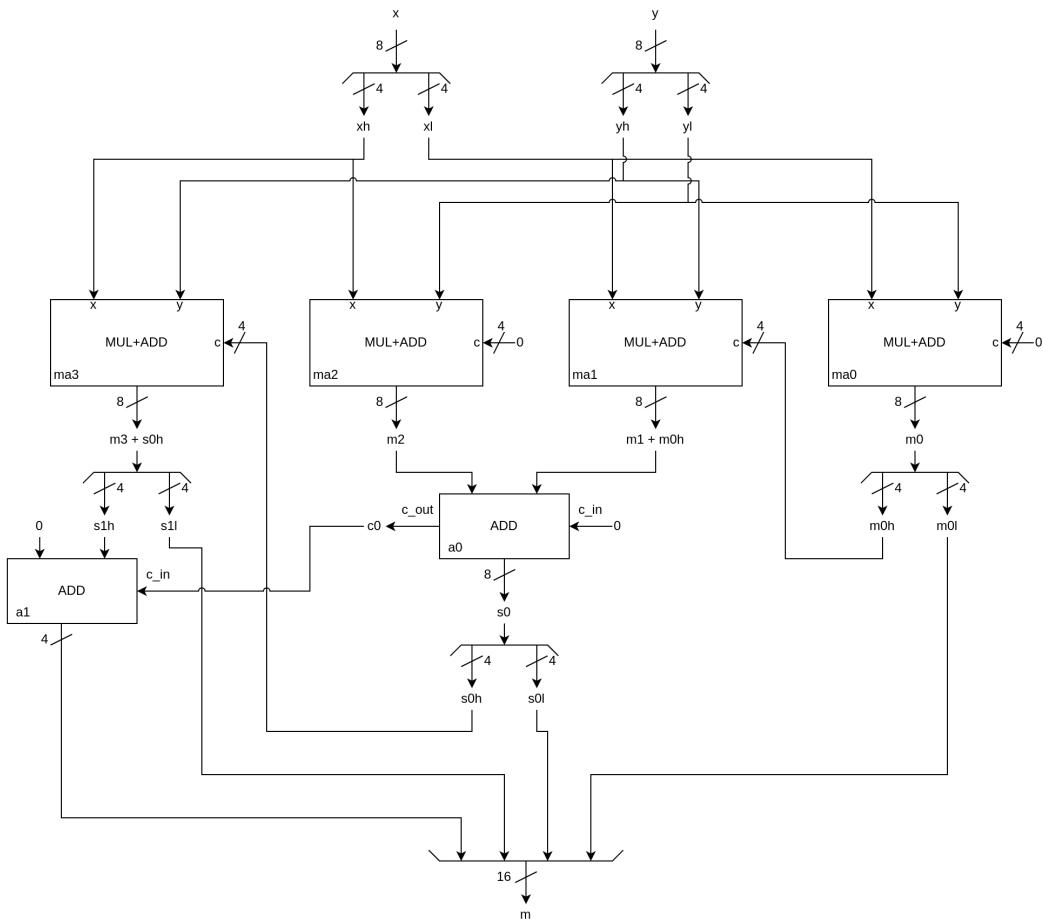
Se guardiamo a `m0`, notiamo che la sua parte bassa è destinata a finire nella somma finale senza alcuna modifica, e dunque i sommatori sono, per quella parte, completamente superflui. La stessa cosa accade per i bit più significativi, dove troviamo tanti zeri sommati tra di loro. Per vedere meglio come procedere, scomponiamo anche i sottoprodotti in parte alta e parte bassa, per esempio `m0h`,  $m0l = m0$ .

0	0	m0h	m0l	+
0	m1h	m1l	0	+
0	m2h	m2l	0	+
m3h	m3l	0	0	+

Ecco quindi le ottimizzazioni che si possono eseguire:

- `m0l` non viene sommato ad alcunché, dunque  $m[3:0] = m0l$
- `m0h` può essere collegato all'input `c` di `ma1` o `ma2`
- sia `s0` la somma  $m1 + m2 + m0h$ , scomposto in `s0h`, `s0l = s0`, e `c0` il suo eventuale riporto uscente. Allora  $m[7:4] = s0l$ , e `s0h` può essere collegato all'input `c` di `ma3`.
- sia `s1` la somma  $m3 + s0h$ , scomposto in `s1h`, `s1l = s1`. Allora  $m[11:8] = s1l$ , mentre  $m[15:12] = s1h + c0$ .

Per realizzare questo ci serve, oltre ai moltiplicatori, un sommatore a 8 bit per `s0`, e un incrementatore a 4 bit per `s1h + c0`. Lo schema che lo rappresenta è il seguente.



In Verilog, questo diventa quanto segue (scaricabile [qui](#)).

```
// x naturale su 8 bit
// y naturale su 8 bit
// m = x * y, su 16 bit
module MUL8(x, y, m);
    input [7:0] x;
    input [7:0] y;
    output [15:0] m;

    wire [3:0] xh, xl;
    assign xh = x;
    wire [3:0] yh, yl;
    assign yh = y;

    wire [7:0] m0;
    mul_add_nat ma0(
        .x(xl), .y(yl), .c(4'b0000),
        .m(m0)
    );
    wire [3:0] m0h, m0l;
    assign m0h = m0;
    assign m0l = m0;

    wire [7:0] m1_m0h;
    mul_add_nat ma1(
        .x(xl), .y(yh), .c(m0h),
        .m(m1_m0h)
    );
    wire [7:0] m2;
    mul_add_nat ma2(
        .x(xh), .y(yl), .c(4'b0000),
        .m(m2)
    );
    wire [7:0] s0;
    wire c0;
    add #(N(8)) a0 (
        .x(m2), .y(m1_m0h), .c_in(1'b0),
        .c(c0)
    );
    add #(N(8)) a1 (
        .x(m2), .y(m1_m0h), .c(c0),
        .c_in(1'b0),
        .c_out(s0)
    );
    assign m = {m0h, m0, m0l};
endmodule
```

```
    .s(s0), .c_out(c0)
);
wire [3:0] s0h, s0l;
assign s0h, s0l = s0;

wire [7:0] m3_s0h;
mul_add_nat ma3(
    .x(xh), .y(yh), .c(s0h),
    .m(m3_s0h)
);
wire [3:0] s1h, s1l;
assign s1h, s1l = m3_s0h;

wire [3:0] s1h_c0;
add #( .N(4) ) a1 (
    .x(s1h), .y(4'b0), .c_in(c0),
    .s(s1h_c0)
);
assign m = s1h_c0, s1l, s0l, m0l;

endmodule
```

# Capitolo 19

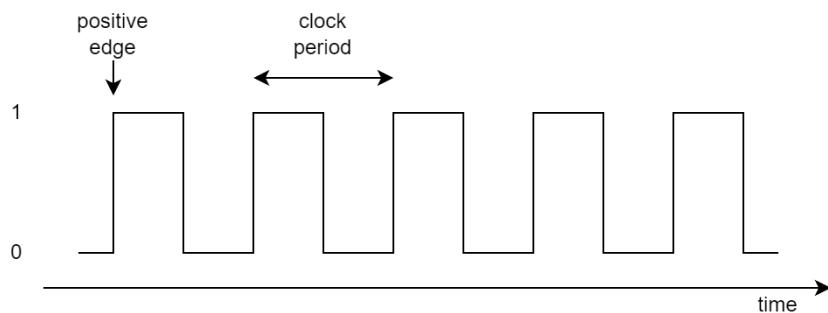
## Esercitazione 3

### 19.1 Reti sincronizzate

Le reti sincronizzate sono reti logiche con uno stato interno, mantenuto usando registri, che si evolvono a instanti discreti dati da un segnale di clock. In questa esercitazione vedremo come realizzarle, simularle e studiarle nell'ambiente d'esame.

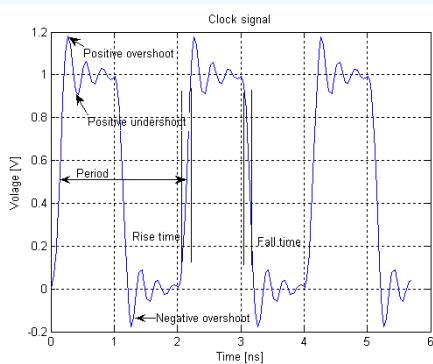
#### 19.1.1 Testbench e generatore di clock

Per poter simulare una rete sincronizzata dobbiamo innanzitutto avere un generatore di clock. Il segnale di clock è segnale oscillante, che dal punto di vista logico appare come in figura.



#### Clock in realtà

In realtà i generatori di clock sono basati su cristalli di quarzo, un materiale *piezoelettrico* con il quale si possono realizzare circuiti oscillanti. Questi circuiti emettono una tensione oscillante come mostrato in figura (da Wikimedia), notare come l'onda sia molto meno squadrata di quanto presentato a livello logico.



Per i nostri usi, ci basterà descrivere una rete asincrona che cambia il proprio segnale da 0 a 1, e viceversa, ad intervalli regolari. Una qualunque descrizione realistica, e dunque *sintetizzabile*, dovrebbe avere a che fare con un segnale di reset che indichi a questa rete da che punto cominciare. Dato però che vogliamo usare questo generatore in una testbench simulativa, possiamo utilizzare direttamente i concetti relativi, approfittando della keyword `initial` per mantenere il codice *semplice*.

```
// generatore del segnale di clock
module clock_generator(
    clock
);
    output clock;

    parameter HALF_PERIOD = 5;

    reg CLOCK;
    assign clock = CLOCK;

    initial CLOCK <= 0;
    always #HALF_PERIOD CLOCK <= ~CLOCK;

endmodule
```

Notiamo che questa rete *non è sintetizzabile*. Infatti, utilizza la keyword `initial`, che è priva di senso in hardware, e un `reg` non come registro ma come variabile, come già visto nelle testbench. Questo si nota dal fatto che il `reg` non viene aggiornato in risposta a un altro segnale, come il positive edge del `clock`, come invece accade per registri.

### Periodo del clock

Il parametro `HALF_PERIOD` rende il periodo di questo generatore di clock configurabile. Tipicamente all'esame viene utilizzato il valore default di 5, che implica periodi di clock di 10 unità di tempo. Qualora questo cambiasse (per esempio, per permettere reti combinatorie con maggior tempo di attraversamento) sarà segnalato nel testo.

Come ogni altra rete, questa viene inclusa nella testbench con una instanziazione.

```
module testbench();
    wire clock;
    clock_generator clk(
        .clock(clock)
    );
    ...
    mia_rete dut(
        ...
        .clock(clock)
    );
    ...

```

Oltre al segnale di `clock`, una rete sincronizzata avrà bisogno anche del segnale di `reset`. Questo viene aggiunto come un `reg` pilotato all'inizio del blocco `initial` della testbench.

```
module testbench();
    ...
    reg reset_;
    ...
    mia_rete dut(
        ...
        .clock(clock), .reset_(reset_)
    );
    ...
    initial begin
        reset_ = 0;
        #(clk.HALF_PERIOD);
        reset_ = 1;
        ...
    end

```

Con la sintassi `#(clk.HALF_PERIOD);` si attendono unità di tempo proporzionali al periodo di `clock` configurato. Questo è utile ad evitare di modificare manualmente tutte le attese in caso di cambio di `clock`.

## 19.1.2 Primo esempio di rete sincronizzata: il contatore

Vediamo ora un semplice esempio di rete sincronizzata, un contatore. Questa rete ha un registro di 3 bit inizializzato a 0, che viene incrementato ad ogni ciclo di `clock`, facendo infine wrap-around da 7 a 0. Il codice è scaricabile [qui](#).

```
module contatore (
    out,
    clock, reset_
);
    output [2:0] out;
    input clock, reset_;
```

```

reg [2:0] OUT;
assign out = OUT;

always @ (reset_ == 0) begin
    OUT <= 0;
end

always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
    OUT <= OUT + 1;
end
endmodule

```

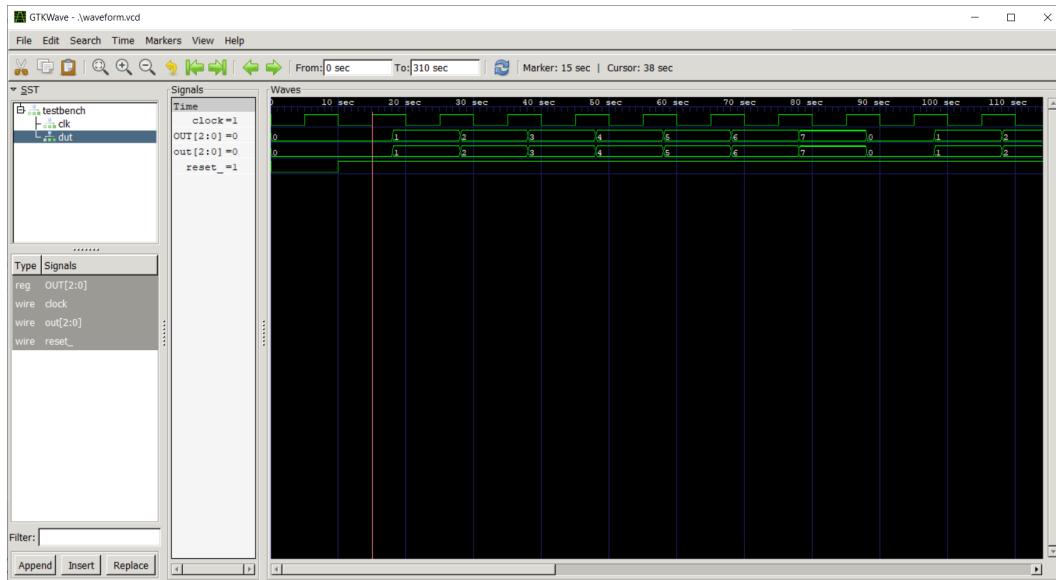
Vediamo quindi come questo codice modella il comportamento di una vera rete sincronizzata. Il reg OUT viene collegato direttamente all'uscita out, viene inizializzato a 0 solo in corrispondenza del segnale di reset (righe 11-13) e, durante la normale operazione, viene aggiornato con il valore OUT + 1 in corrispondenza di un posedge del clock. Il ritardo #3 modella il tempo  $T_{propagation}$  del registro.

### Assegnamento con <=

È importante, nelle reti sincronizzate, utilizzare <= per assegnamenti a registri sul fronte positivo del clock. Questo perché gli statement con <= sono intesi come eseguiti *in parallelo*, non *sequenzialmente*. Infatti, i registri non sono variabili e i loro cambiamenti non sono visibili agli altri registri fino al successivo posedge del clock.

Possiamo vedere come si evolve questa rete, simulandola in una testbench con segnale di clock e reset\_ (scaricabile [qui](#)). Per il resto, la testbench non fa altro che attendere diversi cicli di clock, visto che questa rete non ha alcun input e si evolve in autonomia.

Vediamo l'evoluzione della rete usando GTKWave.



Osserviamo, in particolare, il registro OUT e il segnale del clock. Notiamo che a ogni fronte positivo del clock, OUT non cambia immediatamente, ma solo dopo 3 unità di tempo.

Dalla teoria sui registri, ricordiamo anche che il nuovo valore assunto dal registro deve essergli dato in input da  $T_{setup}$  prima del posedge e fino a  $T_{hold}$  dopo il posedge. Questo però non si nota da questa waveform: non c'è nulla che rappresenta il valore in ingresso al registro prima del posedge. Torniamo al codice: alla riga 16 usiamo una espressione combinatoria a sinistra dell'assegnamento. Questa espressione viene calcolata dal simulatore Verilog al momento dell'assegnamento, cioè  $t_{posedge} + 3$ , e non prima. Ciò significa che il simulatore non sta simulando né il risultato combinatorio in ingresso al registro, né il fatto che sia settato e mantenuto per i giusti tempi.

Possiamo ovviare al primo di questi problemi introducendo un wire, che ci rappresenti la rete combinatoria che calcola il successivo valore di OUT (scaricabile [qui](#)).

```

module contatore (
    out,
    clock, reset_
);
    output [2:0] out;
    input clock, reset_;
    reg [2:0] OUT;

```

```

assign out = OUT;

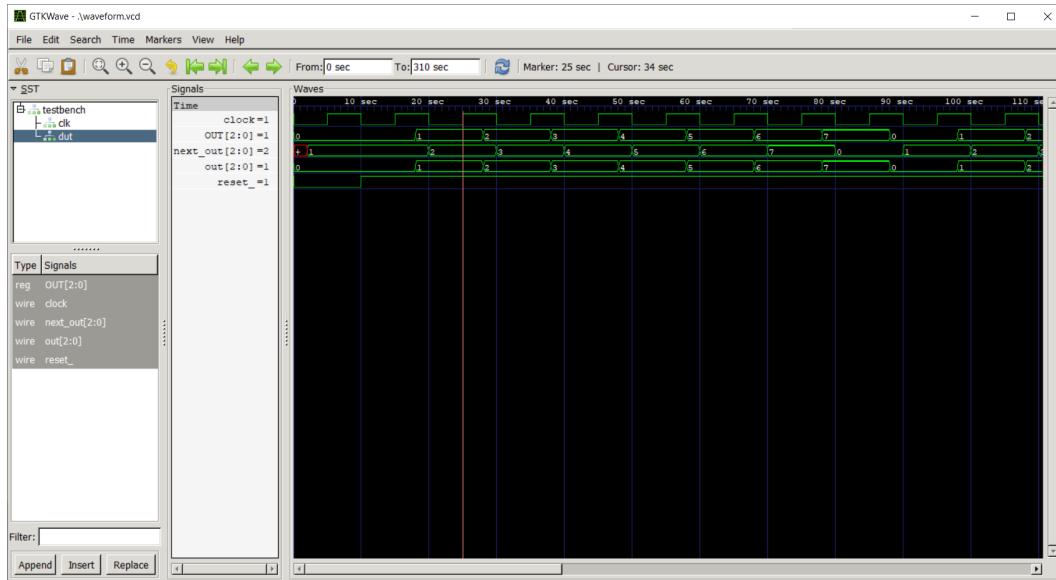
wire [2:0] next_out;
assign #2 next_out = OUT + 1;

always @ (reset_ == 0) begin
    OUT <= 0;
end

always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
    OUT <= next_out;
end
endmodule

```

Simulando questa nuova rete, otteniamo la seguente waveform.



Vediamo ora chiaramente che la rete combinatoria che produce `next_out` risponde quasi immediatamente, ma il registro `OUT` non registrerà il suo valore fino al prossimo posedge del `clock`. Infatti, il periodo che separa due posedge è utilizzato proprio per far propagare i nuovi valori dei registri attraverso reti combinatorie, che andranno a produrre i nuovi ingressi dei registri che questi registreranno al prossimo posedge.

Questo modo di propagarsi dei valori tra un ciclo di `clock` è l'altro è fondamentale per capire come funzionano le reti sincronizzate ed essere quindi in grado di scrivere Verilog corrispondente alla macchina a stati che vogliamo realizzare. Allo stesso modo, riuscire a leggere questa evoluzione dalla waveform è fondamentale per rendere queste utili al debugging.

### 19.1.3 Mantenere un segnale per N cicli di clock

Vediamo ora l'esempio di una rete sincronizzata con uscita `out` a 1 bit, che, ciclicamente, viene tenuta a 1 per `N` `clock` e messa a 0 per 1 `clock`. Il codice è scaricabile in due versioni, [qui](#) senza `wire` di debug e [qui](#) con, mentre la testbench è [qui](#).

Per semplicità, discutiamo direttamente la versione che usa `wire` di debug per evidenziare gli ingressi dei registri.

```

module out_n_clock(
    output out,
    input clock, reset_
);
    output out;
    input clock, reset_;

    reg OUT;
    assign out = OUT;

    localparam N = 3;
    reg [3:0] COUNT;

    reg STAR;
    localparam S0 = 0, S1 = 1;

```

```

always @ (reset_ == 0) begin
    COUNT <= N;
    OUT <= 0;
    STAR <= S0;
end

wire [3:0] next_count_s0;
assign #2 next_count_s0 = COUNT - 1;

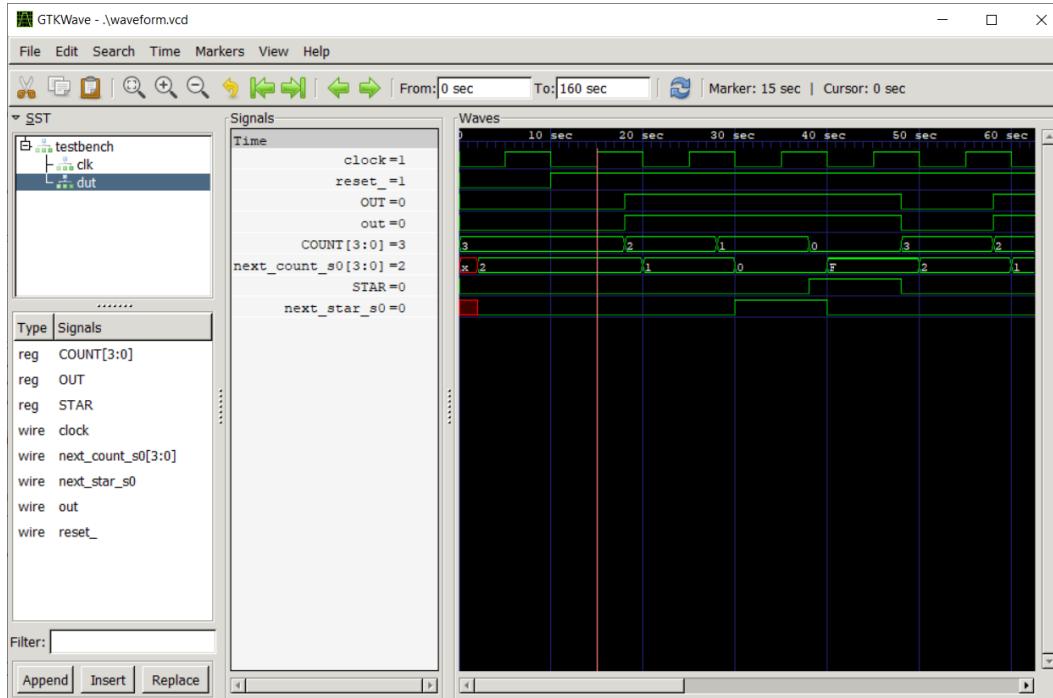
wire next_star_s0;
assign #2 next_star_s0 = (COUNT == 1) ? S1 : S0;

always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: begin
            COUNT <= next_count_s0;
            OUT <= 1;
            STAR <= next_star_s0;
        end

        S1: begin
            COUNT <= N;
            OUT <= 0;
            STAR <= S0;
        end
    endcase
end
endmodule

```

Questa rete inizializza COUNT a N e, in S0, lo decrementa continuamente. Anziché saltare da S0 a S1 quando COUNT raggiunge 0, lo facciamo invece quando raggiunge 1. Perché? Guardiamo la waveform per capirlo meglio.



A  $t = 15$  corrisponde il primo posedge del clock con `reset_` a 1. Notiamo che a questo punto `OUT` è a 0 per via dell'inizializzazione, ma a  $t = 18$  questo passa a 1, conseguenza della riga 33. Per `COUNT`, invece, notiamo che è stato inizializzato a 3, e subito dopo `next_count_s0` ha calcolato 2 come prossimo valore. A  $t = 18$ , `COUNT` decremente a 2. Passiamo ora al clock successivo, cioè  $t = 25$ . `COUNT` vale 2, assume poco dopo valore 1, a  $t = 28$ . Notiamo `next_star_s0` a cavallo di questo cambiamento: subito dopo il passaggio di `COUNT` a 1, `next_star_s0` diventa S1. Siamo però a  $t = 30$ , non  $t = 25$ : il check sul valore di `COUNT` non cambia fino a dopo il posedge del clock, e quindi `STAR` rimane S0 per un altro ciclo. Al ciclo dopo, a  $t = 38$ , vediamo che lo stato passa dunque a S1, ma `OUT` resta 1: infatti solo al clock dopo il cambio di stato avrà effetto sui registri, compreso `COUNT` che viene reinizializzato. Guardando il filo `OUT` in tutto ciò, notiamo che è rimasto effettivamente a 1 per  $N = 3$  cicli di clock, come da specifica. Ci sono diversi fattori che possiamo cambiare, ottenendo risultati diversi. Se inizializziamo `COUNT` a  $N - 1$ , seguendo la stessa logica dovremmo contare fino a 0. Se anticipiamo il cambio di `OUT`, usando `OUT <= (COUNT == 1) ? 0 : 1`, allora si perde il ciclo in più con `OUT` a 1 e dovremmo cambiare il conteggio di conseguenza. Anche per strutture apparentemente così semplici, è quindi possibile combinare tanti approcci diversi al punto tale che è difficile dedurre

a colpo d'occhio la durata del segnale. È per questo importante sapere come si evolvono i vari registri, come si propagano i loro cambi di valori, come ricostruire (e leggere) una waveform.

### Partire da N bassi

Nello ragionare su comportamenti di questo tipo, che sia a mente o su carta, è una buona idea partire da  $N$  bassi, come 1 o 2, e calcolare la durata del segnale in termini di  $N$ . Per esempio, in questo esercizio abbiamo visto che inizializzando COUNT a  $N$  otteniamo OUT a 1 per  $N$  cicli di clock. Questo varrà che  $N$  sia 3 o che sia 12, ma  $N = 3$  è molto più rapido da verificare, e  $N = 2$  lo è ancora di più.

#### 19.1.4 Esercizio: Handshake e reti combinatorie

Vediamo un esempio di semplice esercizio che segue uno schema tipico all'esame. Il testo è scaricabile [qui](#). La testbench è più complessa di quanto visto finora, nella prossima sezione vedremo le principali caratteristiche utili per debugging. Per ora, vediamo come si realizza una rete che risponde a queste specifiche.

Il testo ci chiede di eseguire un handshake `dav_/rfd` con il produttore. Questo handshake prevede che, tramite il filo `rfd` ("ready for data") che va dal consumatore al produttore e il filo `dav_` ("data valid", attivo basso) che va dal produttore al consumatore, questi si coordinino per la corretta trasmissione del dato. Ricordiamo i passi di questo protocollo:

- A riposo: `dav_ = 1, rfd = 1`.
- Comincia il produttore: `dav_ = 0`. Questo segnala che il dato è valido.
- ACK del consumatore: `rfd = 0`. Questo segnala che il dato è stato letto.
- Reset del produttore: `dav_ = 1`.
- Reset del consumatore: `rfd = 1`.

Un *protocollo*, in generale, descrive come due o più attori devono interagire tra loro. Quando implementiamo un attore di un protocollo, ci sono due punti importanti da ricordare perché questo funzioni:

4. vanno eseguiti *tutti* gli step che ci competono, quando il protocollo ci dice di farlo;
4. quando il protocollo dice che *qualcun'altro* deve segnalare qualcosa, dobbiamo *attendere* che questo accada.

In questo esercizio, implementiamo il consumatore, che deve prelevare un dato dal produttore. Rileggiamo quindi il protocollo di sopra dal punto di vista del consumatore, per capire cos'è che dobbiamo fare nella nostra rete.

- A riposo, e in particolare al reset iniziale: `rfd = 1`.
- Attendiamo che il produttore segnali `dav_ = 0`.
- Leggiamo il dato.
- Comunichiamo l'avvenuta lettura con `rfd = 0`.
- Attendiamo che il produttore segnali `dav_ = 1`.
- Segnaliamo il reset del protocollo con `rfd = 1`.

Dall'altra parte, una volta ottenuto il dato valido per a e b, svolgiamo il conto prescritto utilizzando una rete combinatoria e ne emettiamo il risultato tramite l'uscita p.

### Ordine delle operazioni

Non c'è nessuna prescrizione rigida sull'ordine delle operazioni tra gli step del protocollo e l'immissione del dato in uscita. È valido sia completare l'handshake fino al suo reset e poi trasmettere il dato, sia trasmettere immediatamente il dato e poi chiudere l'handshake.

La testbench dovrà tenere conto di ciò.

Nello svolgere il calcolo, dobbiamo implementare una semplice rete combinatoria. L'aspetto più interessante è come usarla: dobbiamo assicurarci di campionarne l'output solo quando gli input relativi sono validi. Da questi ragionamenti, deriviamo la seguente descrizione, scaricabile [qui](#).

```

module ABC(
    a, b, p,
    dav_, rfd,
    clock, reset_
);
    input [3:0] a, b;
    output [5:0] p;

    input dav_;
    output rfd;

    input clock, reset_;

    reg [5:0] P;
    assign p = P;

    reg RFD;
    assign rfd = RFD;

    reg [3:0] A, B;

    wire [5:0] out_rc;
    PERIMETRO_RC rc(
        .a(A), .b(B),
        .p(out_rc)
    );
    reg [2:0] STAR;
    localparam
        S0 = 0,
        S1 = 1,
        S2 = 2,
        S3 = 3;

    always @ (reset_ == 0) begin
        RFD <= 1;
        P <= 0;
        STAR <= S0;
    end

    always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
        casex (STAR)
            S0: begin
                A <= a;
                B <= b;
                STAR <= (dav_ == 0) ? S1 : S0;
            end

            S1: begin
                P <= out_rc;
                STAR <= S2;
            end

            S2: begin
                RFD <= 0;
                STAR <= (dav_ == 1) ? S3 : S2;
            end

            S3: begin
                RFD <= 1;
                STAR <= S0;
            end
        endcase
    end
endmodule

module PERIMETRO_RC(
    a, b,
    p
);
    input [3:0] a, b;
    output [5:0] p;

    wire [4:0] somma;
    add #( .N(4) ) adder(
        .x(a), .y(b), .c_in(1'b0),
        .s(somma[3:0]), .c_out(somma[4])
    );

```

```
assign p = somma[3:0], 1'b0 ;
endmodule
```

### 19.1.5 Testbench con input e output per reti sincronizzate

Ci muoviamo ora verso reti sincronizzate più complesse, che prendono input da altre reti, svolgono conti, ed emettono output.

#### Blocchi in parallelo: fork ... join

Per scrivere testbench per reti combinatorie abbiamo sfruttato la loro inherente semplicità: dato un nuovo ingresso, una rete combinatoria emette l'output corrispondente dopo un certo tempo. Questo output non varierà nel tempo finché manteniamo l'input costante, anzi in ogni caso allo stesso input corrisponde lo stesso output. Questo ci permette di scrivere testbench semplici basate sulla struttura 1) assegno gli ingressi, 2) attendo un tempo sufficiente, 3) controllo le uscite.

Questo non è però fattibile con le reti sincronizzate: a un singolo ingresso possono corrispondere diversi cambi di stato ed uscite diverse, e il tempo necessario al calcolo è difficilmente prevedibile. Inoltre, se la rete si coordina tramite handshake con altre reti, non si può determinare a priori in quale ordine eseguirà questi handshake. È necessario quindi adottare una struttura che permette a ciascun componente con cui la rete testata interagisce di comportarsi come un componente *indipendente* che non è bloccato dal proseguire degli altri - proprio come hardware vero.

Questo è possibile con il costrutto `fork ... join`. All'interno di un `fork ... join` possiamo definire diversi blocchi `begin ... end` il cui codice verrà eseguito indipendentemente e in parallelo. Possiamo quindi sfruttare questo per rappresentare diversi componenti.

```
fork
  begin : Producer_1
    ...
  end

  begin : Producer_2
    ...
  end

  begin : Consumer
    ...
  end
join
```

All'interno dei blocchi `Producer` scriveremo codice per fornire dati di input alla rete, all'interno dei blocchi `Consumer` scriveremo codice per ottenere i dati di output della rete e verificare che questi corrispondano a quanto atteso.

#### Timeout di simulazione

Un tipo di problema che possiamo incontrare nelle reti sincronizzate ma non nelle reti combinatorie è la situazione in cui un componente resta in attesa di un segnale che in realtà non verrà mai emesso. Per esempio, questo avviene se la rete da noi realizzata non rispetta il protocollo di handshake.

In questi casi, la simulazione può proseguire *indefinitivamente*.

È quindi necessario prevedere un meccanismo di timeout che interrompe la simulazione quando questa stia durando molto più di quanto è ragionevole aspettarsi. Possiamo realizzare questo utilizzando sempre `fork ... join`.

```
//the following structure is used to wait for expected signals, and fail if too much time passes
fork : f
  begin
    #100000;
    $display("Timeout - waiting for signal failed");
    disable f;
  end
  //actual tests start here
  begin
    //reset phase
    ...
    fork
      begin : Producer_1
        ...
      end
    
```

```

begin : Producer_2
  ...
end

begin : Consumer
  ...
end
join
end
join

$finish;

```

Combinando `disable f`, che interrompe ogni esecuzione all'interno del `fork ... join` iniziale, e `$finish` dopo di questo ci assicuriamo che quando il timeout è raggiunto la simulazione viene terminata. Questo ci lascerà una waveform che potremo analizzare per capire da dove sia scaturito il blocco.

### Linee di errore

Le simulazioni di reti sincronizzate possono essere molto lunghe (in termini di tempo simulativo, non tempo reale) producendo di conseguenza waveform molto lunghe. Analizzare queste waveform in cerca di errori può essere molto tedioso. Per questo, le testbench d'esame includono solitamente delle *linee di errore*, che evidenziano a colpo d'occhio dov'è che sia avvenuto un problema.

Queste linee sono realizzate nella testbench con una variabile `reg error` inizializzata a 0 e un blocco `always` che risponde ad ogni variazione di `error` per rimetterla a 0 dopo una breve attesa. Questa attesa breve ma non nulla fa sì che basti assegnare 1 ad `error` per ottenere un'impulso sulla linea, facilmente visibile.

```

module testbench();
  ...
  initial begin
    ...
  end

  reg error;
  initial error = 0;
  always @ (posedge error) #1
    error = 0;
endmodule

```

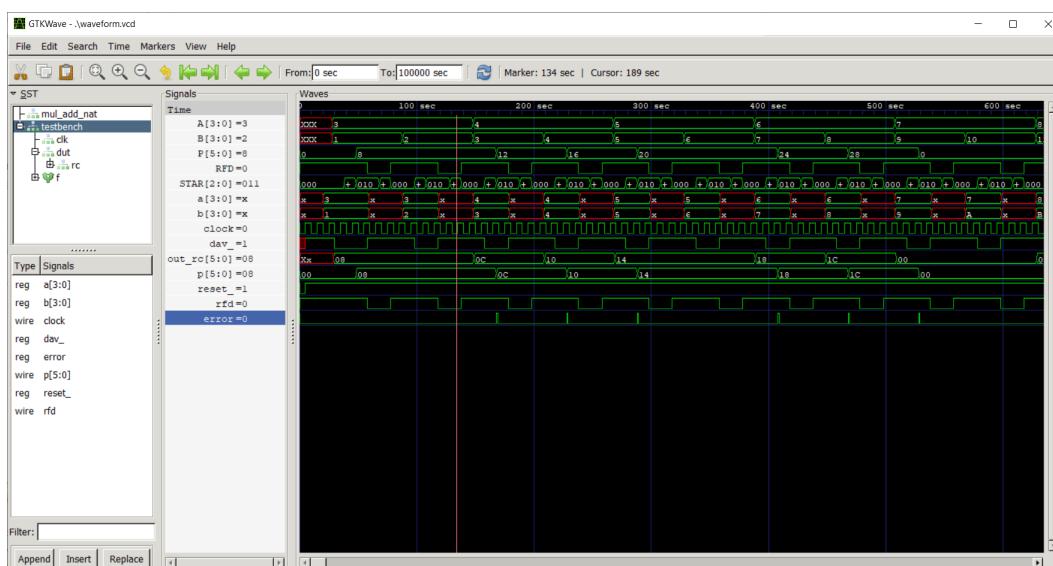
Possiamo quindi scrivere un check dell'output come segue.

```

if(p != t_p) begin
  $display("Expected %d, received %d", t_p, p);
  error = 1;
end

```

In GTKWave, guarando alla linea `error` della testbench questi punti saranno facilmente identificabili nella waveform, come dall'esempio seguente.



# Capitolo 20

## Esercitazione 4

In questa esercitazione vedremo un esercizio d'esame svolto interamente, sia come descrizione che come sintesi. Il testo dell'esercizio è scaricabile [qui](#).

### 20.1 Esercizio 4.1: Descrizione

La rete sincronizzata ABC deve ottenere tre valori da altrettanti produttori, sostenendo tre handshake soc / eoc indipendenti. Tipicamente, questo vuol dire che siamo liberi di eseguire i tre handshake in qualunque ordine, per esempio in serie. In questo caso però, avendo una sola uscita soc, siamo costretti a far proseguire i tre handshake secondo gli stessi passi.

Se deriviamo il seguente algoritmo per ABC :

- A riposo: soc a 0, tutti gli eoc a 1, i dati sono validi
- Inizia ABC mettendo soc a 1
- Attende la risposta eoc a 0 da tutti i produttori
- Risponde con soc a 0
- Attende la conferma eoc a 1 da tutti i produttori
- A questo punto, i dati sono validi, e lo resteranno fino al prossimo ciclo

Alla fine di un tale handshake, possiamo svolgere il conto. Le specifiche fanno riferimento a trovare il minimo tra le tensioni  $v_1$ ,  $v_2$  e  $v_3$ , che sono, in generale, numeri reali, non rappresentabili in un numero finito di bit.

Tramite i convertitori da analogico a digitale si utilizza però una *legge di corrispondenza* che associa, con un certo errore, a ogni valore reale  $v$  un valore  $x$  rappresentabile su un numero finito di bit. In questo caso, l'esercizio specifica che queste tensioni sono rappresentate in *binario unipolare* : questo significa che i vari  $x$  sono numeri naturali. Questa associazione preserva gli ordinamenti: a  $x_1 \leq x_2$  corrisponde  $v_1 \leq v_2$ . Possiamo quindi tradurre il problema di minimo tra tensioni  $v$  in un problema di minimo tra naturali  $x$ .

Il risultato dovrà poi essere trasferito al consumatore usando un handshake dav\_ / rfd. Per far questo, deriviamo il seguente algoritmo per ABC :

- A riposo: dav\_a 1, rfd a 1
- All'ottenimento di un nuovo dato da trasferire, si imposta l'uscita min a tale dato e solo poi si mette dav\_a 0 per segnalarlo. L'uscita min non può oscillare o cambiare
- Si attende la risposta rfd a 0
- Si mette dav\_a 1, ora l'uscita min è di nuovo libera di oscillare o cambiare
- Si aspetta la risposta con rfd a 1

Possiamo quindi scrivere la seguente descrizione in Verilog, scaricabile [qui](#).

```
module ABC(  
    x1, x2, x3,  
    eoc1, eoc2, eoc3,  
    soc,  
    min, dav_, rfd,
```



### La descrizione della rete combinatoria è opzionale

Gli esercizi d'esame chiedono descrizione e sintesi per la rete sincronizzata, ma solo la sintesi per la rete combinatoria. È quindi del tutto opzionale mostrare una descrizione di quest'ultima.

È spesso però utile scrivere prima una descrizione, soprattutto se facilmente interpretabile. Così facendo, in caso di errori nei test, sappiamo di dover debuggare *solo* la descrizione della rete sincronizzata.

## 20.2 Esercizio 4.1: Sintesi della rete combinatoria

La rete da sintetizzare calcola il minimo di tre numeri naturali. Cominciamo osservando che il minimo di tre numeri è un problema che si può scomporre per associatività:  $\min(a, b, c) = \min(\min(a, b), c)$ . Questo vuol dire che posso costruire una rete combinatoria per il minimo di tre numeri combinando solo reti per il minimo di due numeri. Lo stesso principio si generalizza per il minimo di  $n$  numeri.

Nell'esercizio 2.1 abbiamo visto come costruire una rete combinatoria per il massimo tra due numeri, utilizzando un comparatore. Modificare tale rete per produrre il minimo anziché il massimo è semplice, basta cambiare il multiplexer in fondo. Dato che questo esercizio ci fornisce un sottrattore, possiamo usarlo direttamente anziché costruirlo come nell'esercizio 2.1

```
module MINIMO_2(
    a, b,
    min
);
    input [7:0] a, b;
    output [7:0] min;

    wire b_out;
    diff #( .N(8) ) d(
        .x(a), .y(b), .b_in(1'b0),
        .b_out(b_out)
    );
    assign #1 min = b_out ? a : b;
endmodule
```

Essendo questa una sintesi di MINIMO\_2, possiamo usare questo componente per la sintesi di MINIMO\_3.

```
module MINIMO_3(
    a, b, c,
    min
);
    input [7:0] a, b, c;
    output [7:0] min;

    // min_3(a, b, c) = min_2( min_2(a, b), c );

    wire [7:0] m_ab_out;
    MINIMO_2 m_ab(
        .a(a), .b(b),
        .min(m_ab_out)
    );
    MINIMO_2 m_abc(
        .a(m_ab_out), .b(c),
        .min(min)
    );
endmodule
```

## 20.3 Esercizio 4.1: Sintesi di rete sincronizzata

La descrizione di una rete sincronizzata è molto utile a capire come si evolve nel tempo: mette in evidenza lo stato interno (registro STAR), i suoi registri operativi, e come questi cambiano nel tempo in base sia al loro contenuto sia agli ingressi della rete.

Quest'uso del Verilog è affine a un diagramma di stato della stessa rete: è certamente più prolioso (per rendere il codice non ambiguo e simulabile) ma è comunque facile seguire l'evoluzione della rete usando una descrizione Verilog allo stesso modo in cui si fa lo stesso con un diagramma di stato.

Una sintesi, invece, si occupa di dirci come realizzare tale rete. In teoria, per le descrizioni che scriviamo servirebbero solitamente pochi accorgimenti perché siano direttamente realizzabili in hardware. In pratica, però, questo porterebbe a un uso particolarmente costoso e inefficiente di silicio. Seguiamo quindi un *algoritmo euristico* che ci porta ad hardware molto più efficiente, ragionevolmente vicino a qualcosa che ha senso realizzare.

### Non esiste l'ottimo

I ragionamenti fatti in questo corso sull'ottimalità delle sintesi portano solo laddove ci può portare la matematica. Per andare oltre, bisogna entrare nei dettagli pratici, e affrontare trade-off tra processi di produzione, costi in termini di superficie, consumi energetici, esposizione a rischi di progettazione, etc. La progettazione di circuiti integrati è un tema di ingegneria a sé.

### Corrispondenza tra sintesi e descrizione

Una sintesi corrisponde a una descrizione: mostra più in dettaglio come realizzare in hardware una rete che si comporta, esternamente, allo stesso modo della descrizione. Una sintesi che si comporti in modo diverso dalla descrizione non ha alcun senso.

Il modello di sintesi che ci aspettiamo negli esercizi d'esame è il modello con **parte operativa** e **parte controllo**, dove la parte controllo è implementata secondo il modello a **microindirizzi**.

Riassumendo, questo significa che:

- la rete è divisa in una *parte operativa*, che contiene solo i registri operativi e le relative reti combinatorie, e una *parte controllo*, che contiene il solo registro di stato STAR
- La parte operativa riceve *variabili di comando* dalla parte controllo, che determinano i comportamenti dei registri operativi
- La parte controllo riceve *variabili di condizionamento* dalla parte operativa, che determinano i salti a due vie della parte controllo

Vedremo come seguire l'algoritmo passo passo per ottenere questa sintesi a partire dalla descrizione scritta prima. Da una parte, ciò che si valuta all'esame è solo quanto viene prodotto, mentre il processo seguito per scrivere codice è libera scelta dello studente. Dall'altra, visto che il tempo è necessariamente limitato, avere un processo efficiente permette di esprimere meglio le proprie competenze in tale tempo.

Per questo, vedremo un processo efficiente per fare la sintesi sfruttando l'editor VS Code. Questo sfrutta le scorciatoie dell'editor e l'editing multicaret. Inoltre, avremo vari *checkpoint*, indicati con , dove il codice intermedio è compilabile e simulabile, permettendo di controllare di avere ancora lo stesso comportamento della descrizione.

### 20.3.1 Passo 0: ricopiare su un nuovo file

Ricopiamo il nostro file di descrizione, sia descrizione.v, su un nuovo file per la sintesi, sia sintesi.v. Nel resto delle istruzioni, assumeremo quindi la descrizione "congelata" e modificheremo il file sintesi.v.

### 20.3.2 Passo 1: rendere la descrizione omogenea

Questo processo sfrutta pattern nel codice per eseguire tutte le manipolazioni della descrizione in modo efficiente. Il primo è quindi regolarizzare la descrizione secondo tali pattern.

Per questo, puntiamo a un blocco always @(*posedge clock*) dove:

- Ogni stato contiene esplicitamente il comportamento di ciascun registro, anche se questo è *conservare*.
- L'assegnamento di ciascun registro è su una riga *diversa*.
- Le righe corrispondenti ai vari registri appaiono nello stesso ordine in tutti gli stati.
- Tutti gli stati e assegnamenti seguono la stessa spaziatura: o tutti REG<= o tutti REG\_<=; o tutti SX: begin<sup>d</sup> o tutti SX:<sup>d</sup>begin; end su una riga a sé.

Per il terzo punto, qualunque ordine va bene, purché sia coerente. Otteniamo quindi il seguente codice .

```
always @(*posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: begin
            SOC <= 1;
            DAV_ <= DAV_;
            MIN <= MIN;
            STAR <= (eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b000) ? S1 : S0;
        end
        S1: begin
            SOC <= 0;
```

```

        DAV_ <= DAV_;
        MIN <= out_rc;
        STAR <= (eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b111) ? S2 : S1;
    end
    S2: begin
        SOC <= SOC;
        DAV_ <= 0;
        MIN <= MIN;
        STAR <= (rfd == 1) ? S2 : S3;
    end
    S3: begin
        SOC <= SOC;
        DAV_ <= 1;
        MIN <= MIN;
        STAR <= (rfd == 0) ? S3 : S0;
    end
endcase
end

```

### Corrispondenza tra sintesi e descrizione

Se il comportamento di un registro in un dato stato è assente nella descrizione, questo è implicitamente conservazione, e così deve apparire nella sintesi.

Quando si vuole utilizzare un comportamento esplicito per ottimizzazioni, questo va fatto a partire dalla descrizione.

### 20.3.3 Passo 2: separazione dei blocchi operativi

Separiamo ora i blocchi operativi dei registri - incluso STAR. Per farlo, cominciamo con ricopiare il blocco `always @(posedge clock)` tante volte quanti sono i registri. Ciascuna di queste copie verrà poi modificata per lasciare solo gli assegnamenti di uno specifico registro, usando l'editing multicaret.

Vediamo per esempio come ottenere il blocco operativo del registro SOC. Selezioniamo la prima occorrenza di `SOC <=`, e premiamo `ctrl + d` tre volte per selezionare tutti gli statement di assegnamento a `SOC <=`. Queste sono ciascuna la prima riga del proprio stato, e vogliamo che diventino l'unica riga del proprio stato. Possiamo farlo cancellando le 4 righe sotto, usando i tasti `home` e `end` per muoversi tra righe di dimensioni diverse. Una volta rimasto un solo assegnamento, possiamo rimuovere anche i `begin ... end`.

Facciamo quindi lo stesso per tutti i registri, e separiamo anche gli statement di reset. Otteniamo quindi il seguente codice .

```

always @ (reset_ == 0) #1 SOC <= 0;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: SOC <= 1;
        S1: SOC <= 0;
        S2: SOC <= SOC;
        S3: SOC <= SOC;
    endcase
end

always @ (reset_ == 0) #1 DAV_ <= 1;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: DAV_ <= DAV_;
        S1: DAV_ <= DAV_;
        S2: DAV_ <= 0;
        S3: DAV_ <= 1;
    endcase
end

always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: MIN <= MIN;
        S1: MIN <= out_rc;
        S2: MIN <= MIN;
        S3: MIN <= MIN;
    endcase
end

always @ (reset_ == 0) #1 STAR <= 0;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: STAR <= (eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b000) ? S1 : S0;
        S1: STAR <= (eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b111) ? S2 : S1;
        S2: STAR <= (rfd == 1) ? S2 : S3;
    endcase
end

```

```

S3: STAR <= (rfd == 0) ? S3 : S0;
endcase
end

```

### 20.3.4 Passo 3: variabili di comando

In questo passo definiamo per ciascun registro il numero minimo di variabili di comando necessarie per pilotarne il comportamento. Questo numero dipende dal numero di comportamenti *distinti* di tale registro. Nel caso di SOC e DAV\_, abbiamo tre comportamenti: 1, 0 e conservazione. Nel caso di MIN ne abbiamo due: campionamento di out\_rc o conservazione.

A livello di codice, dovremmo:

- sostituire i casex basati su STAR con casex basati sulle variabili di comando
- aggiungere la definizione delle variabili di comando

Può essere utile fare questo per passaggi successivi, anche se non compilabili, per mantenere il riferimento con la descrizione e riconoscere eventuali errori.

Prendiamo il caso del registro SOC, questo si svolge in tre passi:

- Si aggiungono delle variabili di comando, senza cancellare gli stati
- Si aggiunge la definizione di queste variabili, con riferimento agli stati
- Si cancellano gli stati lasciati prima, ottenendo codice compilabile

Al passo 1, avremo

```

always @ (reset_ == 0) #1 SOC <= 0;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (b1, b0)
        2'b00 S0: SOC <= 1;
        2'b01 S1: SOC <= 0;
        2'b1X S2: SOC <= SOC;
        2'b1X S3: SOC <= SOC;
    endcase
end

```

Al passo 2, scriviamo

```

wire b1, b0;
assign #1 b1, b0 =
    (STAR == S0)? 2'b00 :
    (STAR == S1)? 2'b01 :
    (STAR == S2)? 2'b1X :
    (STAR == S3)? 2'b1X :
    /*default*/

```

Questa notazione a tabella torna molto utile più avanti, quando scriveremo la ROM.

Al passo 3, cancelliamo gli stati dal blocco @ (posedge clock) per riottenere codice valido, ed eliminiamo i doppi.

```

always @ (reset_ == 0) #1 SOC <= 0;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (b1, b0)
        2'b00: SOC <= 1;
        2'b01: SOC <= 0;
        2'b1X: SOC <= SOC;
    endcase
end

```

Otteniamo quindi il seguente codice .

```

always @ (reset_ == 0) #1 SOC <= 0;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (b1, b0)
        2'b00: SOC <= 1;
        2'b01: SOC <= 0;
        2'b1X: SOC <= SOC;
    endcase
end

always @ (reset_ == 0) #1 DAV_ <= 1;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (b3, b2)
        2'b00: DAV_ <= DAV_;

```

```

2'b01: DAV_ <= 0;
2'b1X: DAV_ <= 1;
endcase
end

always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
casex (b4)
  1'b0: MIN <= MIN;
  1'b1: MIN <= out_rc;
endcase
end

wire b4, b3, b2, b1, b0;
assign #1 b4, b3, b2, b1, b0 =
  (STAR == S0) ? 5'b00000 :
  (STAR == S1) ? 5'b10001 :
  (STAR == S2) ? 5'b0011X :
  (STAR == S3) ? 5'b01X1X :
  /*default*/ 5'bXXXXX ;

```

### Ottimizzare la codifica

La procedura mostrata definisce le variabili di comando e le rispettive codifiche *independentemente*. È talvolta possibile ridurre il numero complessivo di variabili di comando trovando codifiche che permettano di usare la stessa variabile per più registri. Questa è una ottimizzazione solo se non si aggiunge alcuna variabile di comando a nessun registro.

### Non usare la codifica dello stato

L'obiettivo delle variabili di comando è ottimizzare la dimensione dei multiplexer in input a ciascun registro: usare il registro STAR significa usare un multiplexer a tanti ingressi quanti sono gli stati, mentre un registro operativo ha tipicamente molti meno comportamenti distinti.

Usare direttamente la codifica dello stato è un errore grave, a meno che non si dimostri che sia proprio la codifica più efficiente. A tale scopo, usare commenti nel codice.

### 20.3.5 Passo 4: variabili di condizionamento

In questo passo definiamo il numero minimo di variabili necessarie per guidare i cambi di stato della parte controllo. Per far questo, dobbiamo guardare alle condizioni *independenti* dei salti a due vie.

```

always @ (reset_ == 0) #1 STAR <= 0;
always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
  casex (STAR)
    S0: STAR <= (eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b000) ? S1 : S0;
    S1: STAR <= (eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b111) ? S2 : S1;
    S2: STAR <= (rfd == 1) ? S2 : S3;
    S3: STAR <= (rfd == 0) ? S3 : S0;
  endcase
end

```

In questo caso notiamo che le condizioni di S2 e S3 sono una la negazione dell'altra: non sono indipendenti. Possiamo guidare entrambi i salti con una sola variabile di condizionamento, se invertiamo uno dei due salti. In questo caso, scegliamo di invertire il salto in S3.

Otteniamo quindi il seguente codice .

```

wire c2, c1, c0;
assign #1 c0 = eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b000;
assign #1 c1 = eoc1, eoc2, eoc3 == 3'b111;
assign #1 c2 = rfd == 1;

always @ (reset_ == 0) #1 STAR <= 0;
always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
  casex (STAR)
    S0: STAR <= c0 ? S1 : S0;
    S1: STAR <= c1 ? S2 : S1;
    S2: STAR <= c2 ? S2 : S3;
    S3: STAR <= c2 ? S0 : S3;
  endcase
end

```

Le variabili di condizionamento vanno sintetizzate a livello di bit, sostituendo ai confronti con == le corrispondenti espressioni con porte logiche. In questo caso, otteniamo .

```
assign #1 c0 = ~eoc1 & ~eoc2 & ~eoc3;
assign #1 c1 = eoc1 & eoc2 & eoc3;
assign #1 c2 = rfd;
```

### Quando invertire i salti

Viene considerata valida anche una sintesi che usi il numero minimo di variabili di condizionamento ma senza invertire i salti nel Verilog. Per esempio, si può scrivere `S3: STAR <= ~c2 ? S3 : S0;`. Tuttavia non si ha questa libertà nella ROM, dove l'inversione è obbligatoria. Dato che la ROM si fa di solito in fondo è facile dimenticarsene, ed è quindi consigliato di invertire già nel Verilog della parte controllo.

### Sintesi a livello di bit

La richiesta di sintesi delle variabili di condizionamento è flessibile per esercizi dove si hanno molti bit (per esempio, un registro COUNT a 16 bit). Nel dubbio, si può chiedere durante l'esame.

## 20.3.6 Passo 5: separare le parti

Fin a questo punto abbiamo modificato il codice della rete senza separare effettivamente la parte operativa dalla parte controllo. Questo è utile per mantenere la rete simulabile e controllare di non aver introdotto nuovi errori rispetto alla descrizione.

Arrivati a questo punto possiamo separare le parti. Nella parte operativa andranno i registri operativi, le reti combinatorie che ne pilotano gli ingressi, e le reti combinatorie che generano le variabili di condizionamento. A questa parte vengono inoltre collegati gli ingressi e le uscite della rete complessiva. Nella parte controllo, invece, ci sarà solo il registro STAR e la ROM a microindirizzi, di cui scriviamo in Verilog, in particolare, la parte che genera le variabili di controllo.

Otteniamo quindi il seguente codice .

```
module ABC(
    x1, x2, x3,
    eoc1, eoc2, eoc3,
    soc,
    min, dav_, rfd,
    clock, reset_
);
    input [7:0] x1, x2, x3;
    input eoc1, eoc2, eoc3;
    output soc;
    output [7:0] min;
    output dav_;
    input rfd;
    input clock, reset_;

    wire b4, b3, b2, b1, b0;
    wire c2, c1, c0;

    ABC_PO po(
        x1, x2, x3,
        eoc1, eoc2, eoc3,
        soc,
        min, dav_, rfd,
        b4, b3, b2, b1, b0,
        c2, c1, c0
        clock, reset_,
    );
    ABC_PC pc(
        b4, b3, b2, b1, b0,
        c2, c1, c0
        clock, reset_,
    );
endmodule

module ABC_PO(
    x1, x2, x3,
    eoc1, eoc2, eoc3,
    soc,
    min, dav_, rfd,
    b4, b3, b2, b1, b0,
    c2, c1, c0
    clock, reset_,
);
    input [7:0] x1, x2, x3;
    input eoc1, eoc2, eoc3;
```

```

output soc;
output [7:0] min;
output dav_;
input rfd;
input clock, reset_;

reg SOC;
assign soc = SOC;
reg [7:0] MIN;
assign min = MIN;
reg DAV_;
assign dav_ = DAV_;

wire [7:0] out_rc;
MINIMO_3 min_rc(
    .a(x1), .b(x2), .c(x3),
    .min(out_rc)
);

input b4, b3, b2, b1, b0;
output c2, c1, c0;

assign #1 c0 = ~eoc1 & ~eoc2 & ~eoc3;
assign #1 c1 = eoc1 & eoc2 & eoc3;
assign #1 c2 = rfd;

always @ (reset_ == 0) #1 SOC <= 0;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (b1, b0)
        2'b00: SOC <= 1;
        2'b01: SOC <= 0;
        2'b1X: SOC <= SOC;
    endcase
end

always @ (reset_ == 0) #1 DAV_ <= 1;
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (b3, b2)
        2'b00: DAV_ <= DAV_;
        2'b01: DAV_ <= 0;
        2'b1X: DAV_ <= 1;
    endcase
end

always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (b4)
        1'b0: MIN <= MIN;
        1'b1: MIN <= out_rc;
    endcase
end
endmodule

module ABC_PC(
    b4, b3, b2, b1, b0,
    c2, c1, c0,
    clock, reset_,
);
    input clock, reset_;

    output b4, b3, b2, b1, b0;
    input c2, c1, c0;

    reg [1:0] STAR;
    localparam
        S0 = 0,
        S1 = 1,
        S2 = 2,
        S3 = 3;

    assign #1 b4, b3, b2, b1, b0 =
        (STAR == S0) ? 5'b00000 :
        (STAR == S1) ? 5'b10001 :
        (STAR == S2) ? 5'b0011X :
        (STAR == S3) ? 5'b01X1X :
        /*default*/      5'bXXXXXX ;

    always @ (reset_ == 0) #1 STAR <= 0;
    always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin

```

```

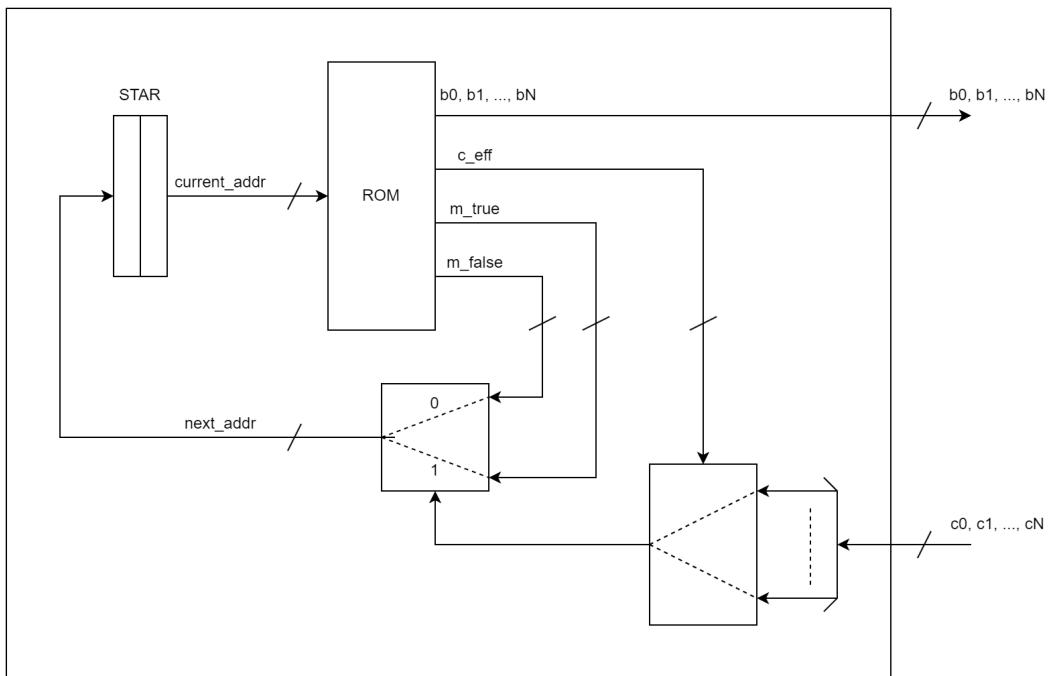
casex (STAR)
  S0: STAR <= c0 ? S1 : S0;
  S1: STAR <= c1 ? S2 : S1;
  S2: STAR <= c2 ? S3 : S2;
  S3: STAR <= c2 ? S0 : S3;
endcase
end
endmodule

// sintesi di rete combinatoria omessa

```

### 20.3.7 Passo 6: la ROM

Secondo il modello a microindirizzi, la parte controllo è implementata come una ROM che usa il registro STAR come *microindirizzo*, e fornisce in uscita le variabili di controllo per la parte operativa così come *c\_eff*, *m\_true* e *m\_false*. Questi ultimi tre elementi, insieme alle variabili di condizionamento in ingresso dalla parte operativa, sono utilizzati con dei multiplexer in cascata per determinare lo stato successivo della rete. Lo schema circuitale è il seguente.



Fare la sintesi direttamente come ROM è possibile, ma è ben più tedioso e difficile da debuggare. Per questo manteniamo il linguaggio di trasferimento tra registri per indicare in Verilog il comportamento di STAR, e scriviamo invece come commento nel codice una tabella che mostri il contenuto della ROM.

Per evitare ogni ambiguità, si comincia specificando codifiche binarie per gli stati e i *nomi* delle variabili di comando. Dopodiché, si può riempire la tabella con quanto scritto in Verilog.

```

/*
S0 = 00, S1 = 01, S2 = 10, S3 = 11
c0 = 00, c1 = 01, c2 = 1X

M-addr | b4, b3, b2, b1, b0 | c_eff | M-addr-T | M-addr-F
-----
00    | 00000               | 00   | 01     | 00
01    | 01100               | 01   | 10     | 01
10    | 1X001               | 1X   | 10     | 11
11    | 1X01X               | 1X   | 00     | 11
*/

```

A questo punto la sintesi è completa. È scaricabile [qui](#).

Menzioniamo a parte il caso dei salti incondizionati, del tipo del tipo  $\text{STAR} \leq S1$ . In questo caso, va scritta la ROM in modo che *next\_address* sia *S1* per qualunque valore delle variabili di condizionamento. Questo si può ottenere mettendo sia *m\_true* che *m\_false* a *S1*, lasciando non-specificato *c\_eff*. In tabella, questo si traduce in

```

/*
... | c_eff | M-addr-T | M-addr-F
-----
... | X    | 01     | 01
*/

```

## Formattazione della tabella

Non essendo parte del codice, non c'è una sintassi o formattazione precisa da seguire per la tabella, purché sia non-ambigua quando letta dai docenti. Questo include le varie alternative come `m-true`, `m-addr-true`, `m-T` etc., o usare `? al posto di x.`

## Valori non specificati

La tabella della ROM è fatto una tabella di verità per una rete combinatoria, che è quindi sintetizzabile utilizzando i metodi visti come le mappe di Karnaugh.

I valori non specificati per variabili di comando e condizionamento sono quindi utili per permettere ottimizzazioni in tale sintesi.

### **Salti incondizionati, non indeterminati**

È purtroppo frequente vedere ROM dove uno o entrambi gli indirizzi `m_true` o `m_false` sono non specificati, come nell'esempio seguente

```
/*
... | c_eff | M-addr-T | M-addr-F
-----
... | X     | 01       | X           Errore!
*/
```

Una ROM del genere è priva di senso, perché determina una rete che salta a uno stato a caso.

# Capitolo 21

## Esercitazione 5

### 21.1 Esercizio 5.1: esame 2023-07-18

[Qui](#) testo e soluzione.

#### Provare da sé

Provare a svolgere da sé l'esercizio, prima di guardare la soluzione o andare oltre per la discussione.

#### Esercizi con interfacce parallele

Il corretto pilotaggio di interfacce parallele richiede inevitabilmente più stati di quanto è solito usare per esercizi, per esempio, con handshake dav \_/rfd o soc/eoc.

Per questo, sono tipicamente gli esercizi che hanno più tempo a disposizione in sede d'esame.

In questo esercizio si lavora con interfacce parallele connesse a un bus, una interfaccia di ingresso con handshake (da cui ottenere dati in ingresso) e una interfaccia di ingresso e uscita senza handshake (a cui scrivere il risultato del calcolo). Il calcolo da svolgere è semplice: bisogna moltiplicare l'ingresso per 5, esprimendo il risultato su 16 bit. È opzionale sintetizzarlo con rete combinatoria.

La parte critica dell'esercizio è il corretto pilotaggio del bus, evitando corse critiche e usando potre tri-state per evitare situazioni di corto circuito, e delle interfacce.

Per quanto riguarda le operazioni sul bus, ricordiamo che le interfacce si attivano alla ricezione di segnali `ior_` e `iow_`. Questi segnali arrivano a tutte le interfacce sul bus, ma è solo quella selezionata tramite `addr` che si attiva, o leggendo data o assegnandogli un valore. È quindi critico che i fili di uscita `addr` e `data` siano stabili prima di portare `ior_` o `iow_` a 0.

Per data, questo si traduce, per scritture, nel valore assegnato stabile (per esempio, con registro DATA ) e la porta tri-state abilitata (solitamente, `DIR = 1`); per le letture invece si disabilita la porta tri-state (solitamente, `DIR = 0`) per lasciare che sia l'interfaccia a assegnargli un valore. Ricordiamo che il problema qui è di tipo elettrico: assegnare un valore logico a un filo equivale a imporre una tensione, e se più dispositivi assegnano tensioni diverse sullo stesso filo la differenza di potenziale porta a un disastroso corto circuito.

Questo schema di pilotaggio va ripetuto più volte per accedere ai diversi registri. L'interfaccia parallela di ingresso con handshake richiede che si legga il suo registro RSR, ed in particolare il suo flag FI, in attesa che `FI = 1` segnali la presenza di un dato da poter leggere. La lettura verrà fatta sul registro RBR. Per l'interfaccia parallela di ingresso-uscita senza handshake, dovremo invece fare due scritture sul registro TBR.

### 21.2 Esercizio 5.1: esame 2024-01-26

[Qui](#) testo e soluzione.

#### Provare da sé

Provare a svolgere da sé l'esercizio, prima di guardare la soluzione o andare oltre per la discussione.

Il testo di questo esercizio è pensato per apparire fuori dalla norma a un occhio poco preparato, ma si rivela molto semplice con le dovute osservazioni.

Tralasciando le curiosità sulla *congettura di Collatz*, ciò che ci interessa è osservare che il calcolo di  $n_{i+1}$  a partire da  $n_i$  è di tipo combinatorio. Ciò è anche suggerito dal testo, che ci chiede di sintetizzare proprio questo.

Ciò che non è combinatorio è invece il calcolo di  $n_{i+1}$  a partire da  $n_0$  : questa è infatti una operazione iterativa, che implica una struttura ad anello che svolge più passaggi. Come dovremmo ben sapere, tali anelli non possono essere

reti combinatorie, e vanno invece implementate con reti sincronizzate che avanzano a passaggi discreti guidati dal segnale del clock. Anche questa osservazione è suggerita dal testo, visto che il modo più immediato per ottenere  $k$  è *contare* le iterazioni necessarie per arrivare ad 1.

La struttura chiave quindi è la seguente: abbiamo un registro  $N$  che conterrà l'attuale  $n_i$ , inizializzato con  $n_0$ . Al posedge del clock, campionando l'uscita della rete combinatoria CALCOLO\_ITERAZIONE, riceve il nuovo valore  $n_{i+1}$ . Contemporaneamente, un registro  $K$ , inizializzato a 0, conta con  $K \leq K + 1$ ; quanti posedge sono necessari perché  $N$  arrivi ad 1. Questo è garantito dall'uso di un cambio di stato che interrompe il conteggio quando la condizione è raggiunta, fatte le solite osservazioni per il corretto conteggio di cicli di clock. Questo ciclo può essere espresso come nel seguente pseudo-codice:

```
...
CALCOLO_ITERAZIONE ci(
    .n_curr(N),
    .n_next(n_next)
);
...
always @ (posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex(STAR)
        ...
        S_init: begin
            N <= n_0;
            K <= 0;
            ...
        end
        S_loop: begin
            N <= n_next;
            K <= K + 1;
            STAR <= (n_next == 1) ? S_after : S_loop;
        end
        S_after: ...
    endcase
end
...
```

Una volta chiarito questo processo, il resto dell'esercizio è molto semplice. Va dimensionato  $N$  e la relativa rete combinatoria: il testo ci indica che il massimo raggiungibile è inferiore a ' $h4000$ ', implicando che 14 bit sono sufficienti. Va poi sintetizzata la rete combinatoria, che altro non è che un multiplexer, guidato dal bit meno significativo, i cui due ingressi sono uno shift a destra e un moltiplicatore con  $y = 3$  e  $c = 1$ . Infine, la rete sincronizzata campiona  $n_0$  e invia  $k$  tramite un singolo handshake soc/eoc.

# Capitolo 22

## Esercitazione 6

### 22.1 Esercizio 6.1: esame 2024-07-16

[Qui](#) testo e soluzione.

#### Provare da sé

Provare a svolgere da sé l'esercizio, prima di guardare la soluzione o andare oltre per la discussione.

#### Esercizi senza sintesi di reti combinatorie

Non tutti gli esercizi includono la sintesi di reti combinatorie, così come non tutti i pretest, esercizi di Assembler o domande all'orale coprono un dato argomento del corso.

Nel complesso, ogni esame ambisce a coprire tutti gli argomenti del corso.

L'aspetto particolare di questo esercizio è la richiesta di utilizzare microsottoprogrammi. Questo significa codificare una serie di stati a cui si può saltare da diversi altri stati, a cui poi si intende tornare, proprio come i sottoprogrammi nel software. Al posto di `call` e `ret`, però, si usa il registro `MJR` (Multiway Jump Register). La struttura per la descrizione è la seguente. Siano `S0... SN` gli stati della sequenza principale, e siano `Smp0... SmpN` gli stati del microsottoprogramma. Uno stato della sequenza principale può saltare a un microsottoprogramma così

```
S0: begin
    ...
    MJR <= S1;
    STAR <= Smp0;
end
```

Al termine del microsottoprogramma si salterà poi alla sequenza principale così

```
SmpN: begin
    ...
    STAR <= MJR;
end
```

All'interno del processore sEP8 visto nel corso si fa un uso massiccio di microsottoprogrammi per separare le varie operazioni del processore in sequenze generiche, atomiche e ben riconoscibili, come la fase di esecuzione di una specifica istruzione, l'accesso a una locazione di memoria, l'accesso a una interfaccia di I/O, etc.

Nella soluzione di questo esercizio, si usa un microsottoprogramma che esegue l'handshake e preleva un dato dal convertitore A/D. Il flusso principale non fa che saltare a questo microsottoprogramma 3 volte per prelevare i dati di cui ha bisogno. In `S3`, il calcolo è solo descritto.

```
...
always @ (posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: begin
            OUT <= 0;
            MJR <= S1;
            STAR <= S_read0;
        end
        S1: begin
            X2 <= X0;
            MJR <= S2;
            STAR <= S_read0;
        end
        S2: begin
            X1 <= X0;
            MJR <= S3;
        end
    endcase
end
```

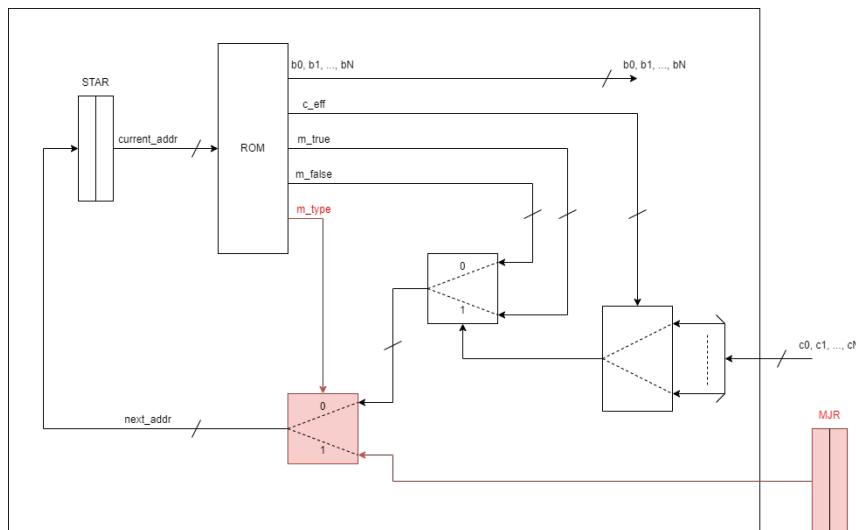
```

        STAR <= S_read0;
    end
S3: begin
    OUT <= ((X0 + X1 + X2) >= 164) ? 1 : 0;
    STAR <= S0;
end

// microsottoprogramma per l'acquisizione di un campione
// il dato acquisito viene lasciato in X0
S_read0: begin
    SOC <= 1;
    STAR <= (eoc == 1'b0) ? S_read1 : S_read0;
end
S_read1: begin
    SOC <= 0;
    STAR <= (eoc == 1'b1) ? S_read2 : S_read1;
end
S_read2: begin
    X0 <= x;
    STAR <= MJR;
end
end
endcase
end

```

Un altro aspetto critico è come sintetizzare una rete del genere, cioè come si implementa effettivamente dell'hardware che si comporta in questo modo. L'aspetto chiave è il fatto che quando non si usano microsottoprogrammi, i valori assegnati a STAR sono sempre delle costanti, che come abbiamo visto possono essere sintetizzate usando una ROM. I salti che usano MJR invece no, perché, per l'appunto, usano un registro da cui viene letto il prossimo stato. Va quindi utilizzata una architettura diversa. Una di quelle viste nel corso è così schematizzata.



In questa architettura notiamo che si aggiunge un nuovo filo in uscita alla ROM per distinguere i salti (in)condizionati dai salti che leggono da MJR. Possiamo quindi sintetizzare la parte controllo di questo esercizio con una ROM come la seguente.

```

// Per utilizzare il registro MJR, va esteso il modello di sintesi della parte controllo e la relativa ROM, in modo
// che la ROM restituiscano anche i dati dei salti condizionati da MJR.

// Per distinguere questi salti da quelli guidati da MJR, introduciamo un altro multiplexer guidato dal campo m-type.
// Questo varrà 0 per i salti incondizionati o a due vie e 1 per i salti guidati da MJR.

// Per i salti incondizionati o a due vie, si utilizzano i campi m-addr T ed m-addr F della ROM, e un multiplexer
// Dato che, in questo caso, abbiamo una sola variabile di condizionamento, non c'è bisogno di distinguerle tramite
// un multiplexer.

/*
m-addr | m-code | m-addr T | m-addr F | m-type
-----+
001 (S1) | 000000101 | 100 (S_read0) | 100 (S_read0) | 0
000 (S0) | 100000010 | 100 (S_read0) | 100 (S_read0) | 0
010 (S2) | 010000011 | 100 (S_read0) | 100 (S_read0) | 0
011 (S3) | 000001X00 | 000 (S0) | 000 (S0) | 0
100 (S_read0) | 0001X0000 | 100 (S_read0) | 101 (S_read1) | 0
101 (S_read1) | 000010000 | 110 (S_read2) | 101 (S_read1) | 0
110 (S_read2) | 001000000 | XXX | XXX | 1
*/

```

### Niente salti condizionati con MJR

L'architettura presentata permette solo

- Salti incondizionati a stato costante, del tipo  $\text{STAR} \leq \text{S0};$ , da sintetizzare con  $m\text{-type} = 0, c\text{\_eff} = X, m\text{-true} = m\text{-false} = \text{S0}.$
- Salti condizionati a stati costanti, del tipo  $\text{STAR} \leq c1 ? \text{S0} : \text{S1};$ , da sintetizzare con  $m\text{-type} = 0, c\text{\_eff} = c1, m\text{-true} = \text{S0}, m\text{-false} = \text{S1}.$
- Salti incondizionati a MJR, del tipo  $\text{STAR} \leq \text{MJR};$ , da sintetizzare con  $m\text{-type} = 1, c\text{\_eff} = X, m\text{-true} = X, m\text{-false} = X.$

Non sono sintetizzabili invece salti del tipo  $\text{STAR} \leq c1 ? \text{MJR} : \text{S1}.$  Per far questo ci vorrebbe un'altra architettura, diversa da quelle viste in questo corso.

## 22.2 Esercizio 6.2: esame 2024-09-10

[Qui](#) testo e soluzione.

### Provare da sé

Provare a svolgere da sé l'esercizio, prima di guardare la soluzione o andare oltre per la discussione.

Il primo aspetto interessante di questo esercizio è la ricezione di byte tramite linea seriale, la cui specifica è data dal testo. Dalla specifica, quando un valore viene trasmesso si imposta la linea su 0, la lunghezza dell'intervallo in cui la linea è a 0 ci indica quale bit è stato trasmesso. Ci sono due range dati: [2, 7] periodi di clock per un bit 1, [11, 15] per un bit 0.

### Assenza di errori

In esercizi d'esame come questo, si assume che non ci siano errori di alcun tipo nel trasmettitore o sulla linea. Non ci saranno quindi periodi di lunghezze diverse dagli intervalli indicati. La distanza tra 7 e 11 permette di escludere ambiguità nella misurazione della lunghezza degli intervalli.

Abbiamo quindi bisogno di due ingredienti. Il primo è un registro su cui campioniamo in shift continuo. Data che l'esercizio indica i bit inviati a partire dal più significativo, si può campionare un byte eseguendo 8 volte  $\text{BYTE} \leq \text{nuovo\_bit}, \text{BYTE}[7:1];.$  Il secondo ingrediente è aspettare che  $\text{rxd}$  vada a 0, e poi contare per quanti periodi di clock rimane a 0, per esempio con un registro COUNT. Possiamo quindi calcolare  $\text{nuovo\_bit} = (\text{COUNT} \leq 7);,$  che è ottimizzabile (ma non è indispensabile) notando che è equivalente a  $\text{nuovo\_bit} = \sim\text{COUNT}[3].$

Il secondo aspetto interessante dell'esercizio riguarda il calcolo combinatorio da eseguire con i byte ricevuti. L'esercizio chiede di interpretarli come numeri interi in complemento alla radice  $x_0, \dots, x_n$ , calcolandone di volta in volta la somma  $s_i$  che è posta in uscita. Quando tale somma sarà non più rappresentabile, si torna alle condizioni al reset (ossia il prossimo campione sarà  $x_0$ ).

Per far questo utilizziamo iterativamente un sommatore, a cui collegiamo in ingresso i registri s (inizializzato a 0) e BYTE. Sia s l'uscita di tale sommatore. Ognivolta che un nuovo campione è stato ricevuto completamente, campioniamo la nuova somma con  $\text{s} \leq \text{s}.$

Dato che si parla di numeri interi in complemento alla radice, come criterio di rappresentabilità dobbiamo usare il filo di overflow ow di questo sommatore. L'uscita  $c\text{\_out}$  è invece irrilevante, sarebbe di interesse sole se questi fossero numeri naturali.

## **Parte VI**

# **Verilog - Documentazione**

# Capitolo 23

## Introduzione

Questa documentazione è organizzata per fornire riferimenti rapidi per ciascun contesto d'uso del Verilog. Nel far questo, prendiamo in considerazione il fatto che in Verilog la stessa sintassi può avere usi diversi in contesti diversi: per esempio, si parlerà in modo diverso di `reg` per testbench simulative rispetto a come se ne parla per reti sincronizzate.

Le definizioni "vere" di queste sintassi sono più astratte di quanto presentato qui, proprio per accomodare usi diversi. Un esempio di documentazione più completa ma non orientata agli usi di questo corso si trova su [www.chipverif.com](http://www.chipverif.com).

# Capitolo 24

# Operatori

## 24.1 Valori letterali (*literal values*)

In ogni linguaggio, i *literal values* sono quelle parti del codice che rappresentano valori costanti. Per ovvi motivi, in Verilog questi sono principalmente stringhe di bit.

La definizione (completa) di un valore letterale è data da

1. dimensione in bit
1. formato di rappresentazione
1. valore

Per esempio, `4'b0100` indica un valore di 4 bit, espressi in notazione *binaria*, il cui valore in binario è `0100`. Le altre notazioni che useremo sono `d` per decimale ( `4'd7` corrisponde al binario `0111` ) e `h` per esadecimale ( `8'had` corrisponde al binario `10101101` ).

### 24.1.1 Estensione e troncamento

Verilog automaticamente estende e tronca i letterali la cui parte valore è sovra o sottospecificata rispetto al numero di bit. Per esempio, `4'b0` viene automaticamente esteso a `4'b0000`, mentre `6'had` viene automaticamente troncato a `6'b101101`.

## 24.2 Operatori aritmetici

Il Verilog supporta molti degli operatori comuni, che possiamo usare in espressioni combinatorie: `+, -, *, /, %, <, >`, `<=, >=, ==`.

Prestare attenzione, però, ai dimensionamenti in bit degli operandi e a come Verilog li estende per eseguire le operazioni.

## 24.3 Operatori logici e *bitwise*

Verilog supporta i classici operatori logici `&&`, `||` e `!`. Questi lavorano su valori booleani ( `0` è `false`, diverso da zero è `true` ), e producono un solo bit come risultato.

Operatore logico	Tipo di operazione
<code>&amp;&amp;</code>	and
<code>  </code>	or
<code>!</code>	not

Questi vanno distinti dagli operatori *bitwise* (in italiano *bit a bit* ), che lavorano invece per un bit alla volta (e per bit corrispondenti) producendo un risultato delle stesse dimensioni degli operandi.

Operatore bitwise	Tipo di operazione
&	and
$\sim\&$	nand
	or
$\sim $	nor
$\wedge$	xor
$\sim\wedge$	xnor
$\sim$	not

Per indicare porte logiche, utilizzare gli operatori bitwise.

#### Come scrivere la tilde ~

Nel layout di tastiera QWERTY internazionale, la tilde ha un tasto dedicato, a sinistra dell'1.



Nel layout di tastiera QWERTY italiano, invece, la tilde non è presente. Ci sono 3 opzioni:

3. passare al layout QWERTY internazionale
3. imparare scorciatoie alternative, che dipendono dal sistema operativo
3. usare scripting come AutoHotkey per personalizzare il layout

L'opzione 1 richiede di imparare un layout diverso, ma è consigliabile per tutti gli usi di programmazione dato che risolve altri problemi come il backtick ` e rende più semplici da scrivere caratteri come [] e ;. [Qui](#) le istruzioni per cambiare layout su Windows.

L'opzione 2 varia da sistema a sistema. Su Windows, la combinazione di tasti è alt + 126, facendo attenzione a digitare il numero usando il tastierino numerico e *non* la riga dei numeri.

L'opzione 3 non è utilizzabile all'esame. Per uso personale, vedere [qui](#).

### 24.3.1 Reduction operators

I *reduction operators* applicano un'operazione tra tutti i bit di un elemento di più bit, producendo un risultato su un solo bit. Sia per esempio  $x$  di valore 4 'b0100, allora la sua riduzione and  $\&x$ , equivalente a  $x[3] \& x[2] \& x[1] \& x[0]$ , varrà 1'b0; mentre la sua riduzione or,  $|x$ , varrà 1'b1. Le riduzioni possono rendere alcune espressioni combinatorie più semplici da scrivere.

Operatore	Tipo di riduzione
&	and
$\sim\&$	nand
	or
$\sim $	nor
$\wedge$	xor
$\sim\wedge$	xnor

## 24.4 Operatore di selezione [...]

Quando si dichiara un elemento, come un *wire*, si utilizza la notazione [N:0] per indicare l'elemento ha N+1 bit, indicizzati da 0 a N. Per esempio, per dichiarare un filo da 8 bit, scriveremo

```
wire [7:0] x;
```

Possiamo poi utilizzare l'operatore per selezionare uno o più bit di un tale componente. Per esempio, possiamo scrivere  $x[2]$ , che seleziona il bit di posizione 2 (*bit-select*), e  $x[6:3]$ , che seleziona i quattro bit dalla posizione 6 alla posizione 3 (*part-select*).

## 24.5 Operatore di concatenazione {...}

L'operatore di concatenazione viene utilizzato per combinare due o più espressioni, vettori, o bit in un'unica entità.

```
input [3:0] a, b;
wire [7:0] ab;
assign ab = a, b;
```

L'operatore può anche essere usato a sinistra di un assegnamento.

```
input [7:0] x;
wire [3:0] xh, xl;
assign xh, xl = x;
```

### Maneggiare fili non ha nessun costo

Questo operatore corrisponde, circuitalmente, al semplice raggruppare o separare dei fili. Non è un'operazione combinatoria, e per questo non consuma tempo. È per questo che negli esempi sopra gli assign non hanno alcun ritardo #T.

## 24.5.1 Operatore di replicazione N{...}

L'operatore di replicazione semplifica il tipico caso d'uso di ripetere un bit o un gruppo di bit  $N$  volte. Si può utilizzare solo all'interno di un concatenamento che sia a destra di un assegnamento e con  $N$  costante. È equivalente a scrivere  $N$  volte ciò che si vuole ripetere.

```
input [3:0] x;
wire [15:0] x_repeated_4_times;
assign x_repeated_4_times = 4x; // equivalente a x, x, x, x
```

Il suo uso più comune è l'estensione di segno di interi, mostrato più avanti.

## 24.6 Operazioni comuni

### 24.6.1 Estensione di segno

Quando si estende un numero su più bit bisogna considerare se il numero è un naturale o un intero. Per estendere un naturale, basta aggiungere degli zeri.

```
wire [7:0] x_8;
wire [11:0] x_12;
assign x_12 = 4'h0, x_8;
```

Per estendere un intero, dobbiamo invece replicare il bit più significativo.

```
wire [7:0] x_8;
wire [11:0] x_12;
assign x_12 = 4x_8[7], x_8;
```

### 24.6.2 Shift a destra e sinistra

Per fare shift a destra e sinistra ci basta utilizzare gli operatori di selezione e concatenamento. Lo shift a sinistra è lo stesso per numeri naturali e interi, posto che non ci sia overflow.

```
input [7:0] x;
wire [7:0] x_mul_4;
assign x_mul_4 = x[5:0], 2'b0;
```

Lo shift a destra richiede invece di considerare il segno, se stiamo lavorando con interi.

```
input [7:0] x; // rappresenta un numero naturale
wire [7:0] x_div_4;
assign x_div_4 = 2'b0, x[7:2];
```

```
input [7:0] x; // rappresenta un numero intero
wire [7:0] x_div_4;
assign x_div_4 = 2x[7], x[7:2];
```

# Capitolo 25

## Sintassi per reti combinatorie

Una rete combinatoria si esprime come un `module` composto solo da `wire`, espressioni combinatorie e componenti che sono a loro volta reti combinatorie.

### 25.1 module

Il blocco `module ... endmodule` definisce un *tipo* di componente, che può poi essere instanziato in altri componenti. La dichiarazione di un `module` include il suo nome e la lista delle sue porte.

```
module nome_rete ( porta1, porta2, ... );
  ...
endmodule
```

#### 25.1.1 input e output

Per ciascuna porta di un `module`, dichiariamo se è di `input` o `output`, e di quanti bit è composta. Se non specificata, la dimensione default è 1. La dichiarazione di porte con le stesse caratteristiche si può fare nella stessa riga.  
Le porte `input` sono dei `wire` il cui valore va assegnato *al di fuori* di questa rete.

Le porte `output` sono dei `wire` il cui valore va assegnato *all'interno* di questa rete.

```
module nome_rete ( porta1, porta2, porta3, porta4 );
  input [3:0] porta1, porta2;
  output [3:0] porta3;
  output porta4;
  ...
endmodule
```

#### inout

Non usiamo porte `inout` nelle reti combinatorie.

### 25.2 wire

Un `wire` è un filo che trasporta un valore logico. Se non specificata, la dimensione default è 1. La dichiarazione di `wire` con le stesse caratteristiche si può fare nella stessa riga.

```
wire [3:0] w1, w2;
wire w3, w4, w5;
```

Con uno statement `assign` possiamo associare al `wire` una *espressione combinatoria*: il `wire` assumerà continuamente il valore dell'espressione, rispondendo ai cambiamenti dei suoi operandi. Lo statement `assign` può includere un fattore di ritardo, `#T`, per indicare che il valore del filo segue il valore dell'espressione con ritardo di `T` unità.

```
assign #1 w5 = w3 & w4;
```

Un `wire` può essere associato a una porta di un `module`, come mostrato nella sezione successiva.

## 25.3 Usare un module in un altro module

Una volta definito un `module`, possiamo instanziare componenti di questo *tipo* in un altro `module`.

```
nome_module nome_istanza (
    .porta1(...), .porta2(...), ...
);
```

Questo corrisponde, circuitalmente, al prendere un componente fisico di tipo `nome_module`, chiamato `nome_istanza` per distinguerlo dagli altri, e posizionarlo nella nostra rete collegandone i vari piedini con altri elementi.

All'interno degli statement `.porta(...)` specifichiamo quale porta, espressione o `wire` del `module` corrente va collegato alla porta del `module` instanziato.

Insieme agli statement `assign` e l'uso di `wire`, questo ci permette di comporre reti combinatorie su diversi livelli di complessità e con poca duplicazione del codice.

Come esempio, costruiamo un `and` a 1 ingresso e lo usiamo per comporre un `and` a 3 ingressi.

```
module and(a, b, z);
    input a, b;
    output z;

    assign #1 z = a & b;
endmodule

module and2(a, b, c, z);
    input a, b, c;
    output z;

    wire z1;
    and a1(
        .a(a), .b(b),
        .z(z1)
    );
    and a2(
        .a(c), .b(z1),
        .z(z)
    );
endmodule
```

## 25.4 Tabelle di verità

Talvolta il modo più immediato per esprimere una rete combinatoria è tramite la sua tabella di verità. È anche noto che data una tabella di verità possiamo ottenere una sintesi della rete combinatoria, utilizzando metodi come le mappe di Karnaugh.

In Verilog, il modo più immediato di esprimere una tabella di verità è utilizzando una catena di operatori ternari.

```
module and (x, y, z);
    input x, y;
    output z;
    assign #1 z =
        (x,y == 2'b00) ? 1'b0 :
        (x,y == 2'b01) ? 1'b0 :
        (x,y == 2'b10) ? 1'b0 :
        /*x,y == 2'b11*/ 1'b1;
```

Un'alternativa è l'uso di `function` e `casex`.

```
module and (x, y, z);
    input x, y;
    output z;
    assign #1 z = tabella_verita(a, b);

    function tabella_verita;
        input [1:0] ab;
        casex(ab)
            2'b00: tabella_verita = 1'b0;
            2'b01: tabella_verita = 1'b0;
            2'b10: tabella_verita = 1'b0;
            2'b11: tabella_verita = 1'b1;
        endcase
    endfunction
endmodule
```

Per indicare tabelle di verità con più di un bit in uscita si scrive, per esempio, `function [1:0] tabella_verita;`. Nel `casex` si può utilizzare anche un caso default, scrivendo come ultimo caso default: `tabella_verita = ...;`.

### Attenzione all'uso delle function

Le function sono blocchi di codice da eseguire, parti del *behavioral modelling* di Verilog. Il simulatore ne svolge i passaggi come un programma, senza consumare tempo e senza alcun corrispettivo hardware previsto. È per questo, per esempio, che dobbiamo specificare noi il tempo consumato nello statement assign. L'uso mostrato qui delle function è l'unico ammesso per una sintesi di reti combinatorie. In presenza di ogni altra elaborazione algoritmica, di cui non sia evidente il corrispettivo hardware, sarà invece considerata una descrizione di rete combinatoria.

## 25.5 Multiplexer

I multiplexer sono da considerarsi noti e sintetizzabili, e si possono esprimere con uno o più operatori ternari ?.

### Operatore ternario

La sintassi è della forma cond ? v\_t : v\_f, dove cond è un predicato (espressione true o false) mentre v\_t e v\_f sono espressioni dello stesso tipo. L'espressione ha valore v\_t se il predicato cond è true, v\_f altrimenti.

Per un multiplexer con selettore a 1 bit, basterà un solo ?.

```
input sel;
assign #1 multiplexer = sel ? x0 : x1;
```

Per un selettore a più bit si dovranno usare in serie per gestire più casi

```
input [1:0] sel;
assign #1 multiplexer =
  (sel == 2'b00) ? x0 :
  (sel == 2'b01) ? x1 :
  (sel == 2'b10) ? x2 :
  /*sel == 2'b11*/ x3 :
```

### Differenza tra multiplexer e tabella di verità

La sintassi qui mostrata sembra identica a quella mostrata poco prima per le tabelle di verità. Sono quindi la stessa cosa? No.

Dato uno specifico ingresso, una rete combinatoria avrà come uscita sempre il valore corrispondente nella tabella di verità, che è specifico e costante (a meno di non specificati). Per un multiplexer, invece, l'uscita è il valore di uno degli ingressi, che è libero di mutare. Le realizzazioni circuitali di questi componenti sono completamente diverse.

Per la sintassi Verilog, invece, la differenza è da poco (prendere un *right hand side* da una variabile o da un letterale). Di nuovo, è importante stare attenti a cosa si sta facendo quando si scrive codice Verilog.

## 25.6 Reti parametrizzate

In un module si possono definire parametri per generalizzare la rete. In particolare, questo è utilizzato in `reti_standard.v` per fornire reti il cui dimensionamento va specificato da chi le utilizza.

Per esempio, vediamo come è definita una rete di somma a N bit.

```
module add(
  x, y, c_in,
  s, c_out, ow
);
  parameter N = 2;

  input [N-1:0] x, y;
  input c_in;

  output [N-1:0] s;
  output c_out, ow;

  assign #1 c_out, s = x + y + c_in;
  assign #1 ow = (x[N-1] == y[N-1]) && (x[N-1] != s[N-1]);
endmodule
```

Con `N = 2` viene impostato il valore di default del parametro. Quando instanziamo la rete altrove, possiamo modificare questo parametro, per esempio per ottenere un sommatore a 8 bit.

```
add #( .N(8) ) a (
    ...
);
```

Un module può avere più di un parametro, che possono essere impostati indipendentemente.

```
nome_modulo #( .nome_parametro1(v1), .nome_parametro2(v2)... ) nome_istanza (
    ...
);
```

### Immutabilità dei parametri

I parametri determinano la quantità di hardware, che non può essere cambiata mentre la rete è in uso. I valori associati devono essere costanti.

### Parametrizzazione e sintesi di reti combinatorie

La parametrizzazione è facilmente applicabile a *descrizioni* di reti combinatorie dove si usano espressioni combinatorie che il simulatore è facilmente in grado di adattare a diverse quantità di bit.

È molto più complicato applicarla a *sintesi* di reti combinatorie, dato che non si possono instanziare componenti in modo parametrico, per esempio N full adder da 1 bit per sintetizzare un full adder a N bit.

# Capitolo 26

## Sintassi per reti sincronizzate

Una rete sincronizzata si esprime come un `module` contenente registri, che sono espressi con `reg` il cui valore è inizializzato in risposta a `reset_` ed aggiornato in risposta a fronti positivi del `clock`.

Gran parte della sintassi già vista per le reti combinatorie rimane valida anche qui, e dunque non la ripetiamo. Ci focalizziamo invece su come esprimere registri usando `reg`.

### 26.1 Istanziazione

Un registro si istanzia con statement simili a quelli per `wire` :

```
reg [3:0] R1, R2;  
reg R3, R4, R5;
```

#### Nomi in maiuscole e minuscolo

Verilog è *case sensitive*, cioè distingue come diversi nomi che differiscono solo per la capitalizzazione, come `out` e `OUT`.

Nel corso, utilizziamo questa feature per distinguere a colpo d'occhio `reg` e `wire`, utilizzando lettere maiuscole per i primi e minuscole per i secondi. Questo è particolarmente utile quando si hanno registri a sostegno di un `wire`, tipicamente un'uscita della rete o l'ingresso di un `module` interno.

Seguire questa convenzione non è obbligatorio, ma fortemente consigliato per evitare ambiguità ed errori che ne conseguono.

### 26.2 Collegamento a wire

Un `reg` si può utilizzare come “fonte di valore” per un `wire`. Questo equivale circuitalmente a collegare il `wire` all’uscita del `reg`.

```
output out;  
reg OUT;  
assign out = OUT;
```

In questo caso, `out` seguirà sempre e in modo continuo il valore di `OUT`, propagandolo a ciò a cui viene collegato a sua volta. In questo caso non introduciamo nessun ritardo `#T` nell’`assign` perché si tratta di un semplice collegamento senza logica combinatoria aggiunta.

Allo stesso modo, si può collegare un `reg` all’ingresso di una rete.

```
reg [3:0] X, Y;  
add #( .N(4) ) a(  
    .x(X), .y(Y), .c_in(1'b0),  
    ...  
)
```

Non ha invece alcun senso cercare di fare il contrario, ossia collegare direttamente un `wire` all’ingresso di un `reg`. Anche se questo ha senso circuitalmente, Verilog richiede di esprimere questo all’interno di un blocco `always` per indicare anche *quando* aggiornare il valore del `reg`.

## 26.3 Struttura generale di un blocco always

Il valore di un `reg` si aggiorna all'interno di blocchi `always`. La sintassi generale di questi blocchi è la seguente

```
always @(event) [if(cond) ] [ #T ] begin
    [multiple statements]
end
```

Il funzionamento è il seguente: ogni volta che accade `event`, se `cond` è vero e dopo tempo `T`, vengono eseguiti gli statement indicati. Se lo statement è uno solo, si possono anche omettere `begin` e `end`.

Per Verilog, qui come `statement` si possono usare tutte le sintassi procedurali che si desiderano, incluse quelle discusse per le testbench che permettono di scrivere un classico programma “stile C”. Per noi, no. Useremo questi blocchi in dei modi specifici per indicare

- 3. come si comportano i registri al reset,
- 3. come si comportano i registri al fronte positivo del `clock`.

## 26.4 Comportamento al reset

Per indicare il comportamento al reset useremo `statement` del tipo

```
always @(reset_ == 0) begin
    R1 = 0;
end
```

Il funzionamento è facilmente intuibile: finché `reset_` è a 0, il `reg` è impostato al valore indicato. Il blocco `begin ... end` può contenere l'inizializzazione di più registri. Tipicamente, raggrupperemo tutte le inizializzazioni in una *descrizione*, mentre le terremo separate in una *sintesi*.

Un registro può non essere inizializzato: in tal caso, il suo valore sarà *non specificato*, in Verilog x. Ricordiamo che questo significa che il registro *ha* un qualche valore misurabile, ma non è possibile determinare logicamente a priori e in modo univoco quale sarà.

In un blocco `reset` è *indifferente* l'uso di `=` o `<=` per gli assegnamenti (vedere sezione più avanti).

### Valore assegnato al reset

Per la sintassi Verilog, a destra dell'assegnamento si potrebbe utilizzare qualunque espressione, sia questa costante (per esempio, il letterale `1'b0` o un `parameter`) o variabile (per esempio, il `wire w`).

Se pensiamo però all'equivalente circuitale, hanno senso solo valori costanti. Infatti, impostare un valore al `reset` equivale a collegare opportunamente i piedini `preset_` e `clear_` del registro.

## 26.5 Aggiornamento al fronte positivo del clock

Per indicare il comportamento al fronte positivo del `clock` useremo `statement` del tipo

```
always @(posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    OUT <= ~OUT;
end
```

Il funzionamento è il seguente: ad ogni fronte positivo del `clock`, se `reset_` è a 1 e dopo 3 unità di tempo, il registro viene aggiornato con il valore indicato. Differentemente dal `reset`, qui si può utilizzare qualunque logica combinatoria per il calcolo del nuovo valore del registro.

L'unità di tempo (impostato a 3 *in questo corso* solo per convenzione, così come il periodo del `clock` a 10 unità) rappresenta il tempo di propagazione  $T_{propagation}$  del registro, ossia il tempo che passa dal fronte del `clock` prima che il registro mostri in uscita il nuovo valore.

Tutti gli assegnamenti in questi blocchi devono usare l'operatore `<=`, e non `=`. Come spiegato nella sezione più avanti, questo è necessario perché i registri simulati siano non-trasparenti.

Tipicamente usiamo registri *morfuzionali*, ossia che operano in maniera diversa in base allo stato della rete.

In una *descrizione*, questo si fa usando un singolo registro di stato `STAR` e indicando il comportamento dei vari registri morfuzionali al variare di `STAR`. Questo ci fa vedere in generale come si comporta l'intera rete al variare di `STAR`.

In questa notazione, è lecito omettere un registro in un dato stato, implicando che quel registro *conserva* il valore precedentemente assegnato.

```
localparam S0 = 0, S1 = 1;
always @(posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex(STAR)
        S0: begin
```

```

A <= ~B;
B <= A;
STAR <= (A == 1'b0) ? S1 : S0;
end
S1: begin
  A <= B;
  B <= ~A;
  STAR <= (B == 1'b1) ? S1 : S0;
end
endcase
end

```

In una sintesi, invece, si sintetizza ciascun registro individualmente come un multiplexer guidato da una serie di *variabili di comando*. Il multiplexer ha come ingressi *tutti* i risultati combinatori che il registro utilizza, e in base allo stato (da cui vengono generate le variabili di comando) solo uno di questi è utilizzato per aggiornare il registro al fronte positivo del clock. Questo è rappresentato in Verilog utilizzando le variabili di comando per discriminare il casex, e indicando un comportamento combinatorio per ciascun valore di queste variabili. In questa notazione, non è lecito omettere le operazioni di conservazione, mentre è lecito utilizzare non specificati per indicare comportamenti assegnati a più ingressi del multiplexer. Nell'esempio sotto, con 2'b1X si indica che a entrambi gli ingressi 10 e 11 del multiplexer è collegato il valore DAV\_.

```

always @(posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
  casex(b1, b0)
    2'b00: DAV_ <= 0;
    2'b01: DAV_ <= 1;
    2'b1X: DAV_ <= DAV_;
  endcase
end

```

## 26.6 Limitazioni della simulazione: temporizzazione, non-trasparenza e operatori di assegnamento

Ci sono alcune differenze tra i registri, intesi come componenti elettronici, e i reg descritti in Verilog così come abbiamo visto. Queste differenze non sono d'interesse se non si fanno errori. In caso di errori, si potrebbero osservare comportamenti altrimenti inspiegabili, ed è per questo che è utile conoscere queste differenze per poter risalire alla fonte del problema.

I registri hanno caratteristiche di temporizzazione sia prima che dopo il fronte positivo del clock: ciascun ingresso va impostato almeno  $T_{setup}$  prima del fronte positivo, mantenuto fino ad almeno  $T_{hold}$  dopo, e il valore in ingresso è rispecchiato in uscita solo dopo  $T_{propagation}$ .

Date le semplici strutture sintattiche che utilizziamo, la simulazione non è così accurata e non considera  $T_{setup}$  e  $T_{hold}$ . In particolare, il simulatore campiona i valori in ingresso non prima del fronte positivo, ma direttamente quando aggiorna il valore dei registri, ossia dopo  $T_{propagation}$  dal fronte positivo del clock.

In altre parole: tutti i campionamenti e gli aggiornamenti dei registri sono fatti allo stesso tempo di simulazione, ossia  $T_{propagation}$  dopo il fronte positivo del clock.

Questo porterebbe a violare la non-trasparenza dei registri, se non fosse per l'operatore di assegnamento  $<=$ , detto *non-blocking assignment*. Questo operatore si comporta in questo modo: tutti gli assegnamenti  $<=$  contemporanei (ossia allo stesso tempo di simulazione) non hanno effetto l'uno sull'altro perché campionano il *right hand side* all'inizio del time-step e aggiornano il *left hand side* alla fine del time-step.

Questo simula correttamente la non-trasparenza dei registri, ma solo se tutti usano  $<=$ . Gli assegnamenti con  $=$ , detti *blocking assignment*, sono invece eseguiti completamente e nell'ordine in cui li incontra il simulatore (si assuma che quest'ordine sia del tutto casuale).

Al tempo di reset questo ci è indifferente, perché sono (circuitalmente) leciti solo assegnamenti con valori costanti e non si possono quindi creare anelli per cui è di interesse la non-trasparenza.

## Capitolo 27

# Simulazione ed uso di GTKWave

Documentiamo qui il software da utilizzare per il testing e debugging delle reti prodotte, ossia iverilog, vvp e GTKWave. A differenza dell'ambiente per Assembler, questi sono facilmente reperibili per ogni piattaforma, o compilabili dal sorgente. In sede d'esame si utilizzano da un normale terminale Windows, senza utilizzare macchine virtuali. [Qui](#) si trovano installer per Windows.

Negli esercizi di esame vengono forniti i file necessari a compilare simulazioni per testare la propria rete. Questi sono tipicamente i file `testbench.v` e `reti_standard.v`. Il primo contiene una serie di test che verificano il corretto comportamento della rete prodotta rispetto alle specifiche richieste. Il secondo contiene invece delle reti combinatorie che si potranno assumere note e sintetizzabili, da usare per la sintesi di rete combinatoria.

Non tutti gli esercizi hanno una parte di sintesi di rete combinatoria, e quindi il file `reti_standard.v`. Inoltre, ciascun esercizio ha il *proprio* file `reti_standard.v`, che sarà diverso da quelli allegati ad altri esercizi.

### 27.1 Compilazione e simulazione

Sia `descrizione.v` il sorgente contenente la descrizione della rete sincronizzata da noi prodotto, e che vogliamo testare.

Si compila la simulazione con il comando da terminale `iverilog`. Il comando richiede come argomenti i file da compilare assieme. Di default, il binario prodotto si chiamerà `a.out`, mentre con l'opzione `-o nome` è possibile impostarne uno a scelta. Per esempio:

```
iverilog -o desc testbench.v reti_standard.v descrizione.v
```

Il file prodotto non è eseguibile da solo, ma va lanciato usando `vvp`. Per esempio:

```
vvp desc
```

Questo lancerà la simulazione. In un test di successo, vedremo le seguenti stampe:

```
VCD info: dumpfile waveform.vcd opened for output.  
$finish called at [un numero]
```

La prima stampa ci informa che il file `waveform.vcd` sta venendo popolato, la seconda ci informa del tempo di simulazione al quale questa è terminata con il comando `$finish`. Alcune versioni di `vvp` non stampano quest'ultima di default - non è un problema.

Le testbench degli esercizi d'esame stampano a video quando incontrano un errore: un test fallito avrà quindi delle righe in più in mezzo a quelle presentate qui. Per esempio, `Timeout - waiting for signal failed` indica che la simulazione si era bloccata in attesa di un evento che non è mai accaduto, come un segnale di handshake.

#### Le testbench non sono mai complete

Se la simulazione non stampa errori, questo indica solo che la testbench *non ne ha trovato alcuno*. Non implica, invece, che *non ci siano* errori. Questo sia perché è impossibile scrivere una testbench davvero esaustiva per tutti i possibili percorsi di esecuzione, ma anche perché è facile scrivere Verilog che *sembra* funzionare bene ma che in realtà usa costrutti che rendono la rete irrealizzabile in hardware.

È sempre responsabilità dello studente assicurarsi che non ci siano errori. In fase di autocorrezione, anche se la testbench non trova nessun errore, è sempre possibile (anzi, dovuto) assicurarsi della correttezza del compito e fare correzioni se necessarie.

### 27.1.1 Testbench con `timescale

Con la sintassi `timescale è possibile controllare l'unità di misura default e la granularità della simulazione. Per esempio, un file testbench.v che comincia come segue imposta l'unità di misura a 1s (il solito) e la granularità di simulazione a 1ms, permettendo di osservare cambiamenti più veloci di un secondo.

```
`timescale 1s/1ms

module testbench();
...
```

Questa sintassi è utilizzata in alcuni testi d'esame, per esempio se sono previste RC particolarmente veloci. Per maggiori dettagli, vedere [qui](#).

Se la sintassi `timescale è utilizzata, è obbligatorio compilare la simulazione ponendo il file testbench.v come primo file del comando, ossia iverilog -o desc testbench.v ....

In caso contrario, il compilatore stamperà il seguente warning:

```
warning: Found both default and `timescale based delays.
```

## 27.2 Waveform e debugging

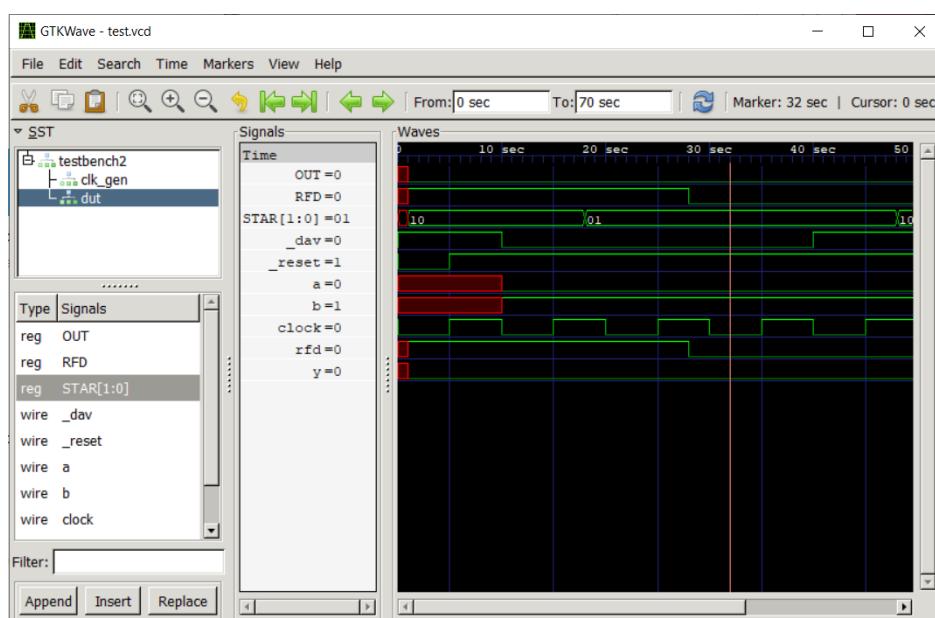
La simulazione genera un file waveform.vcd contenente l'evoluzione di tutti i fili e registri nella simulazione. Questo file è prodotto grazie alle seguenti righe, incluse in tutte le testbench:

```
initial begin
    $dumpfile("waveform.vcd");
    $dumpvars;
...
```

Con questo file possiamo studiare l'evoluzione della rete e trovare eventuali errori. Per analizzarlo, usiamo GTK-Wave, richiamabile da terminale con

```
gtkwave waveform.vcd
```

Si dovrebbe aprire quindi una finestra dal quale possiamo analizzare l'evoluzione della rete.



Il programma mostra sulla sinistra le varie componenti nella simulazione e, se li selezioniamo, i fili e registri che li compongono. Ci interesserà in particolare dut (*device under test*), che sarà proprio il componente da noi realizzato. Selezionando poi i vari wire e reg che compaiono sotto, e cliccando “Append”, compariranno nella schermata a destra, dove possiamo vedere l'evoluzione nel tempo.

### 27.2.1 Zoom, ordinamento, formattazione

Lo zoom della timeline a destra è regolabile, usando la rotellina del mouse o le lenti d'ingrandimento in alto a sinistra. Cliccando in punti specifici della timeline spostiamo il cursore, cioè la linea rossa verticale. Possiamo quindi leggere nella colonna centrale il valore di ciascun segnale all'istante dove si trova il cursore.

I segnali nella schermata principale sono ordinabili, per esempio è in genere utile spostare `clock` e `STAR` in alto. Di default, sono formattati come segnali binari, se composti da un bit, o in notazione esadecimale, se da più bit. Cliccando col destro su un segnale è possibile cambiare la formattazione in diversi modi, incluso decimale.

### 27.2.2 Non specificati e alta impedenza

Prestare particolare attenzione ai valori non specificati (`x`) e alta impedenza (`z`), che sono spesso sintomi di errori, per esempio per un filo di input non collegato.

Nella waveform, i valori non specificati sono evidenziati con un'area rossa, mentre i fili in alta impedenza sono evidenziati con una linea orizzontale gialla posta a metà altezza tra 0 e 1.

### 27.2.3 Pulsante Reload

Il comando `gtkwave waveform.vcd` blocca il terminale da cui viene lanciato, rendendo impossibile mandare altri comandi finché non viene chiuso. È quindi frequente vedere studenti chiudere e riaprire GTKWave ogni volta che c'è bisogno di risimulare la rete.

Questo approccio è però inefficiente, dato che si dovrà ogni volta rielezionare i fili, riformattarne i valori, ritrovare il punto d'errore che si stava studiando.

Il pulsante *Reload*, indicato con l'icona , permette di ricaricare il file `waveform.vcd` senza chiudere e riaprire il programma, e mantendendo tutte le selezioni fatte.

È per questo una buona idea utilizzare una delle seguenti strategie:

3. usare due terminali, uno dedicato a `iverilog` e `vvp`, l'altro a `gtkwave`;
3. lanciare il comando `gtkwave` in background. Nell'ambiente Windows all'esame, questo si può fare aggiungendo un & in fondo: `gtkwave waveform.vcd &`.

In entrambi i casi, otteniamo di poter rieseguire la simulazione mentre GTKWave è aperto, e poter quindi sfruttare il pulsante *Reload*.

#### Se l'operatore & non funziona

In alcune installazioni di Powershell l'operatore & non funziona. L'operatore è un semplice alias per `Start-Job`, e si può ovviare al problema usando questo comando per esteso:

```
Start-Job -Name "gtkwave" -ScriptBlock {<path>gtkwave waveform.vcd}
```

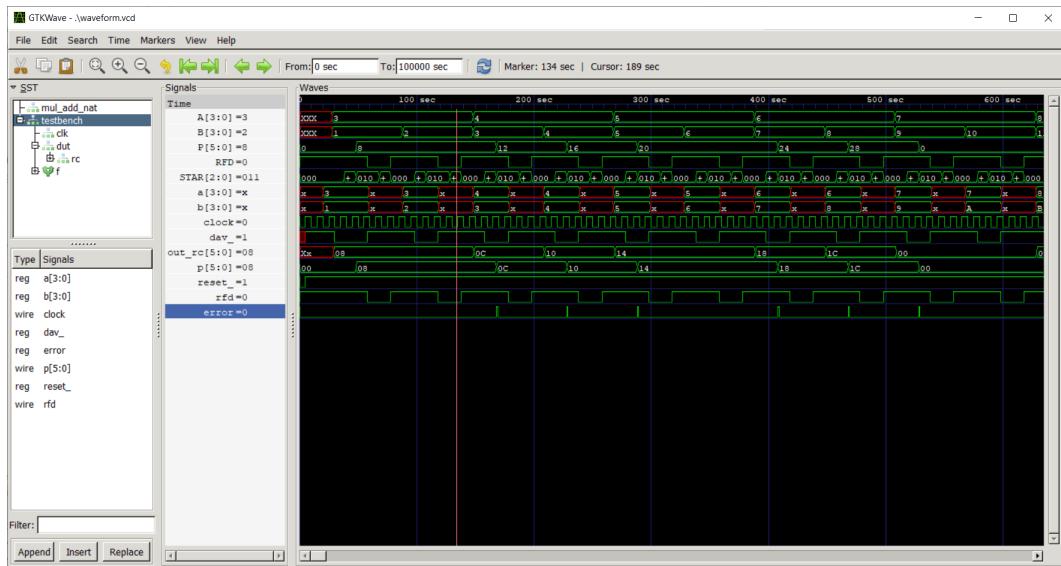
L'operatore è documentato [qui](#).

### 27.2.4 Linea di errore

Nelle testbench d'esame è (di solito) presente anche una *linea di errore* che permette di identificare subito i punti in cui la testbench ha trovato un errore. Questo è particolarmente utile per scorrere lunghe simulazioni.

Queste linee sono realizzate nella testbench con una variabile `reg_error` inizializzata a 0 e un blocco `always` che risponde ad ogni variazione di `error` per rimetterla a 0 dopo una breve attesa. Questa attesa breve ma non nulla fa sì che basti assegnare 1 ad `error` per ottenere un'impulso sulla linea, facilmente visibile.

In GTKWave, possiamo trovare il segnale `error` tra i `wire` e `reg` del modulo testbench (*non* in `dut`). Mostrando questo segnale, possiamo riconoscere i punti di errore come impulsi, come nell'esempio seguente.



## **Parte VII**

# **Verilog - Appendice**

# Capitolo 28

## Simulatore processore sEP8

Il processore sEP8 (Simple Educational Processor 8 bit) è un semplice processore a 8 bit, descritto nel libro [Dalle porte AND OR NOT al sistema calcolatore](#) del prof. Paolo Corsini e utilizzato nel corso per presentare i meccanismi fondamentali di un processore e la realizzazione dello stesso in hardware tramite il linguaggio Verilog. Oltre che a questi scopi didattici, è anche una buona base di partenza per esplorare architetture di processori e le loro implementazioni in hardware.

Nel repository <https://github.com/Unipisa/sEP8> contiene codice utilizzabile per simulare il processore, sperimentarne estensioni etc.

### Attribuzione

Il codice attualmente presente nel repository è frutto del lavoro di [Nicola Ramacciotti](#) nell'ambito della sua Tesi di Laurea in Ingegneria Informatica, dal titolo " *Design e implementazione di un ambiente di simulazione e testing in Verilog per il processore sEP8* ".

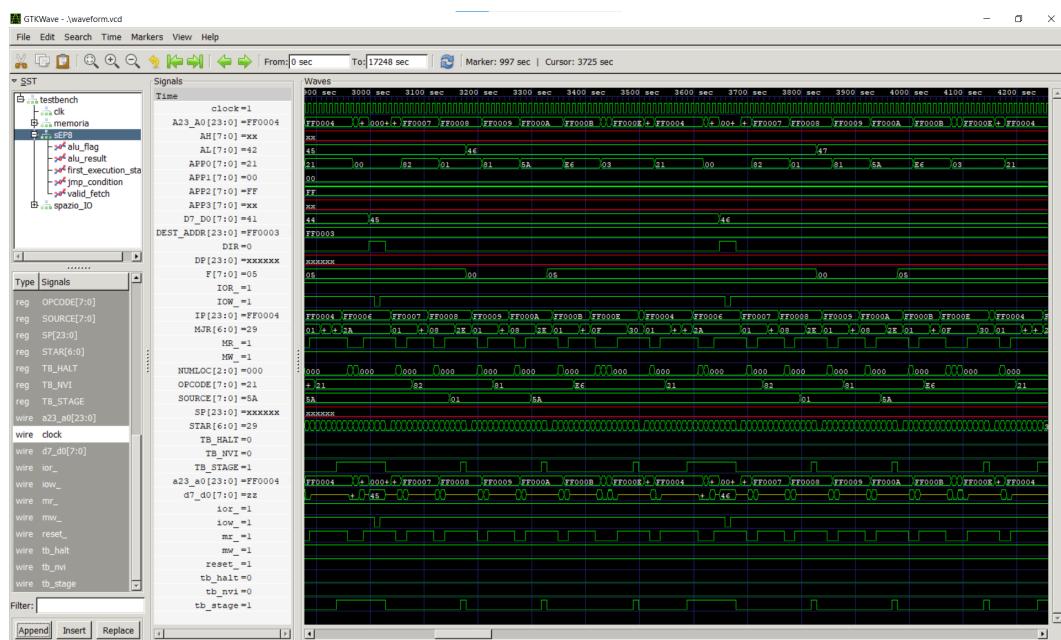
Siamo disponibili a seguire tesi triennali sull'argomento.

### 28.1 LANCIO DI SIMULAZIONI

Il codice sorgente fornito include tutto il necessario per simulare l'architettura sEP8 e osservare il suo comportamento interno durante l'esecuzione di un semplice programma.

```
> iverilog -o sEP8 .\sEP8.v .\MEMORIA.v .\RAM.v .\ROM.v .\IO.v .\clock_generator.v .\testbench.v  
> vvp ./sEP8  
VCD info: dumpfile waveform.vcd opened for output.  
ABCDEFGHIJKLMNOPQRSTUVWXYZ  
Simulazione terminata: il processore ha eseguito un'istruzione HLT
```

I caratteri che vediamo stampati (da A a Z ) sono l'output del programma contenuto in ROM.v.  
Dal file waveform.vcd, possiamo studiare il comportamento del processore.



## 28.2 Caricamento di programmi tramite ROM

In questo simulatore, il programma da eseguire è caricato tramite un modulo ROM, che viene montato a partire dall'indirizzo 24'hFF0000. Tale modulo dovrà contenere le sequenze di byte corrispondenti alle istruzioni del programma. Un assemblatore basilare è fornito come script python, che traduce semplici programmi assembler per questo processore in un modulo ROM contenente la giusta sequenza di byte.

### 28.2.1 Riferimenti storici: le cartucce

Questo modo di caricare i programmi non è solo una semplificazione a scopo didattico, ma ha anche degli esempi storici concreti.

Infatti operavano così le prime console, dove gli esempi più famosi sono probabilmente le console Nintendo come N64 e GameBoy. In queste console, ciascun gioco è fornito come una *cartuccia* che va inserita nella console prima di accenderla. Ciascuna cartuccia è del vero e proprio hardware che contiene la ROM dentro la quale è scritto il *programma* del gioco, e i pin che collegano la cartuccia e la console sono proprio fili di indirizzamento e dati.



In realtà, permettendo generiche letture e scritture al range di indirizzi a cui è montata la cartuccia, questa poteva contenere diversi tipi di hardware, inclusi chip di RAM aggiuntivi, chip di memoria persistente per permettere di salvare il gioco, o ancora hardware dedicato come [rumble pak](#) o [fotocamera](#).