

Appunti e Documentazione per Esercitazioni di Reti Logiche

Raffaele Zippo

31 dicembre 2024

Indice

1	Esercitazioni di Reti Logiche	7
1.1	Chi tiene il corso	7
2	Introduzione	9
2.1	Perché compilare, testare, debuggare	9
2.2	Ambienti utilizzati	9
2.3	Domande e ricevimenti	9
3	Essere efficienti con VS Code	11
3.1	Le basi elementari	11
3.2	Le basi un po' meno elementari	11
3.3	Editing multi-caret	12
I	Assembler	15
4	Ambiente di sviluppo	17
4.1	Attenzione all'architettura	17
4.2	Struttura dell'ambiente	17
4.3	Lanciare l'ambiente e primo programma	19
I	Esercitazioni	21
5	Esercitazione 1	23
5.1	Premesse per programmi nell'ambiente del corso	23
5.2	Esercizio 1.1	24
5.3	Uso del debugger	27
5.4	Esercizio 1.2: istruzioni stringa	30
5.5	Esercizi per casa	32
6	Esercitazione 2	35
6.1	Soluzioni passo-passo esercizi per casa	35
6.2	Esercizio 2.1: esercizio d'esame 2022-01-26	45
6.3	Esercizi per casa	46
7	Esercitazione 3	49
7.1	Soluzioni esercizi per casa	49
7.2	Esercizio 3.1: esercizio d'esame 2021-01-08	51
7.3	Esercizio 3.2: esercizio d'esame 2021-09-15	52
8	Esercitazione 4	53
8.1	Esercizio 4.1: esercizio d'esame 2023-01-10	53
8.2	Esercizio 4.2: esercizio d'esame 2023-09-12	54

II Documentazione	55
9 Istruzioni processore x86	57
9.1 Spostamento di dati	57
9.2 Aritmetica	57
9.3 Logica binaria	59
9.4 Traslazione e Rotazione	59
9.5 Controllo di flusso	60
9.6 Operazioni condizionali	60
9.7 Istruzioni stringa	62
9.8 Altre istruzioni	63
10 Sottoprogrammi di utility	65
10.1 Terminologia	65
10.2 Caratteri speciali	65
10.3 Sottoprogrammi	65
11 Debugger gdb	67
11.1 Controllo dell'esecuzione	67
11.2 Ispezione dei registri	68
11.3 Ispezione della memoria	68
11.4 Gestione dei breakpoints	69
12 Tabella ASCII	71
13 Script dell'ambiente	73
13.1 assemble.ps1	73
13.2 debug.ps1	73
13.3 run-test.ps1	73
13.4 run-tests.ps1	73
III Appendice	75
14 Problemi comuni	77
14.1 Setup dell'ambiente	77
14.2 Uso dell'ambiente	78
II Verilog	79
IV Esercitazioni	81
15 Esercitazione 1	83
15.1 Da schemi circuitali a codice	83
15.2 Concetto di testbench	84
15.3 Full adder, descrizione e sintesi di reti combinatorie	88
16 Esercitazione 2	93
16.1 Errori comuni: i corto circuiti	93
16.2 Uso efficiente di VS Code	95

16.3	Esercizi d'esame	95
16.4	Esercizio 2.1: parte combinatoria esame 2023-06-27	95
16.5	Esercizio 2.2: parte combinatoria esame 2023-01-31	99
17	Esercitazione 3	105
17.1	Reti sincronizzate	105
18	Esercitazione 4	117
18.1	Esercizio 4.1: Descrizione	117
18.2	Esercizio 4.1: Sintesi della rete combinatoria	119
18.3	Esercizio 4.1: Sintesi di rete sincronizzata	120
19	Esercitazione 5	131
19.1	Esercizio 5.1: esame 2023-07-18	131
19.2	Esercizio 5.1: esame 2024-01-26	131
19.3	Nota di colore su bug assurdi	132
20	Esercitazione 6	135
20.1	Esercizio 6.1: esame 2024-07-16	135
20.2	Esercizio 6.2: esame 2024-09-10	137
V	Documentazione	139
21	Introduzione	141
22	Operatori	143
22.1	Valori letterali (<i>literal values</i>)	143
22.2	Operatori aritmetici	143
22.3	Operatori logici e <i>bitwise</i>	143
22.4	Operatore di selezione [...]	144
22.5	Operatore di concatenazione {...}	144
22.6	Operazioni comuni	145
23	Sintassi per reti combinatorie	147
23.1	module	147
23.2	wire	147
23.3	Usare un module in un altro module	148
23.4	Tabelle di verità	148
23.5	Multiplexer	149
23.6	Reti parametrizzate	150
24	Sintassi per reti sincronizzate	151
24.1	Istanziamento	151
24.2	Collegamento a wire	151
24.3	Struttura generale di un blocco always	152
24.4	Comportamento al reset	152
24.5	Aggiornamento al fronte positivo del clock	152
24.6	Limitazioni della simulazione: temporizzazione, non-trasparenza e operatori di assegnamento	153

VI Appendice	155
25 Simulatore processore sEP8	157
25.1 Lancio di simulazioni	157
25.2 Caricamento di programmi tramite ROM	158

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. 2024/25. 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. Potrebbe contenere inesattezze o errori. Siete pregati, nel caso, di segnalarlo .

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 .

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 10 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.

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

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`.

3.1 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>	Apri la <i>Command Palette</i> di VS Code.

3.2 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 <code>^</code>)	Sposta il cursore all'inizio della riga.

	end (fine in italiano)	Sposta il cursore alla fine della riga.
	ctrl + shift + f	Cerca all'interno della cartella/progetto/...
	ctrl + shift + h	Cerca e sostituisce all'interno della cartella/progetto/...
	alt + freccia su/giù	Sposta la riga corrente (o le righe selezionate) verso l'alto/basso.
☆	ctrl + alt + freccia su/giù	Copia la riga corrente (o le righe selezionate) verso l'alto/basso.

3.3 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.

Book I

Assembler

Capitolo 4

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 .

4.1 Attenzione all'architettura

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, ma è del tutto retrocompatibile (ci limitiamo a x86 perché tanto ci basta ai fini didattici). Usare una macchina con architettura diversa (in particolare, ARM) è inevitabilmente fonte di problemi. 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. Tenere comunque presente che, per i programmi che intendiamo scrivere, basta una macchina x86 molto *poco* potente.

4.2 Struttura dell'ambiente

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

Perché Linux?

Questo 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 limitato data l'età.

Nell'ambiente d'esame, si usa un Ubuntu 22.04 virtualizzato tramite WSL su macchina Windows 11. Come editor usiamo Visual Studio Code con l'estensione per lo sviluppo in WSL .

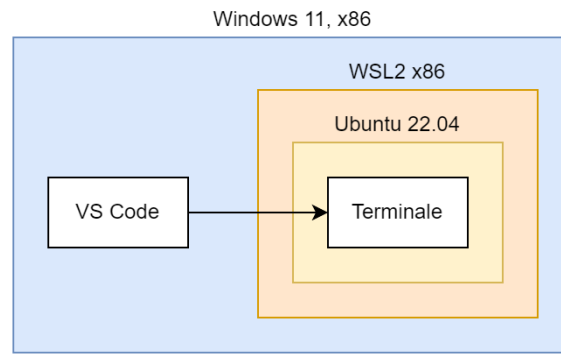


Figura 4.1: Schema dell'ambiente usato all'esame.

Questo ci permette di mantenere un ambiente grafico moderno mentre si lavora con un terminale Linux virtualizzato. È anche relativamente facile da riprodurre in altri contesti, utilizzando altre forme di visualizzazione e SSH. Tra i file del corso (Teams o sito web) trovate il pacchetto di installazione con le istruzioni passo-passo per riprodurre l'ambiente del laboratorio su una macchina Windows 11 con architettura x86: questo perché è pensata e testata per le macchine in laboratorio usate per l'esame. Le stesse istruzioni possono essere adattate per riprodurre un ambiente funzionale in un contesto diverso.

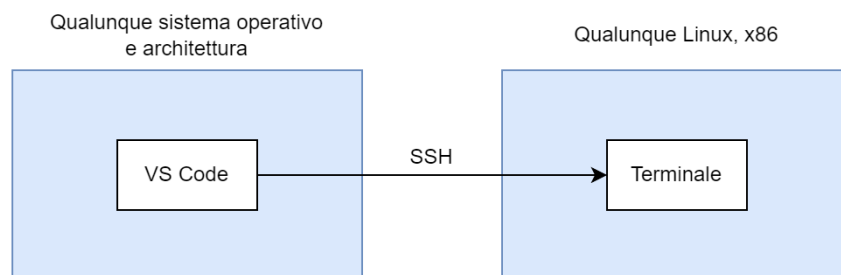


Figura 4.2: Schema di un ambiente che usa SSH.

Requisiti minimi

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

Su Ubuntu 22.04, i pacchetti da installare sono

- build-essential
- gcc-multilib
- gdb
- powershell (guida)

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.

4.3 Lanciare l'ambiente e primo programma

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

```

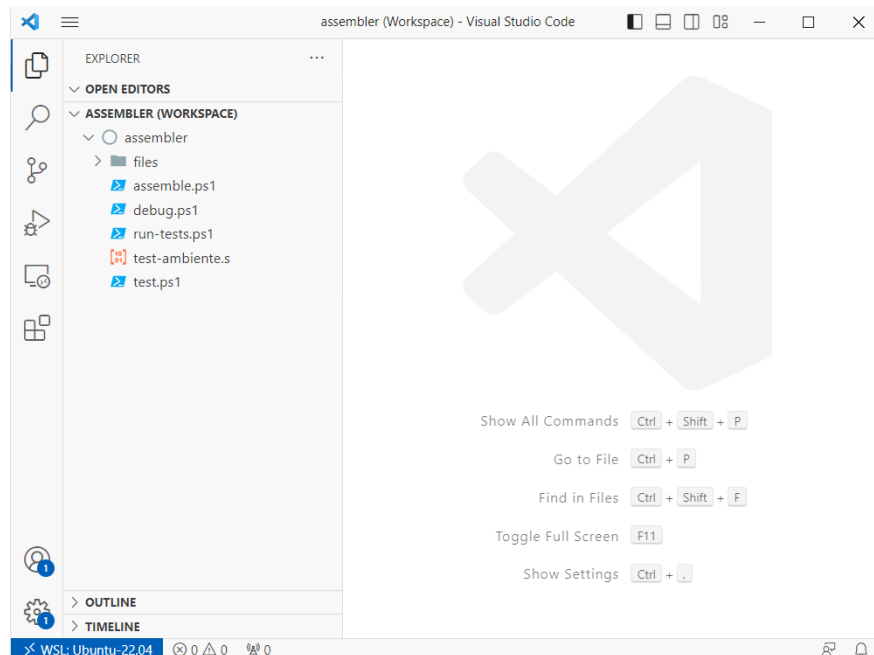
  assembler
  dispense
  verilog
  assembler.code-workspace
  Istruzioni.txt
  verilog.code-workspace

```

Il file `assembler.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 d'esame, per automatizzare l'avvio. Se si usa un ambiente diverso, il file andrà modificato di conseguenza per funzionare, o si dovrà avviare l'ambiente "manualmente".

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



Nell'angolo in basso a sinistra, `WSL: Ubuntu-22.04` 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"

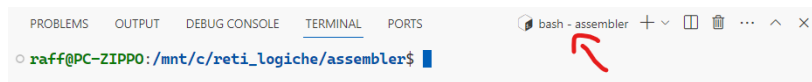
.data

```

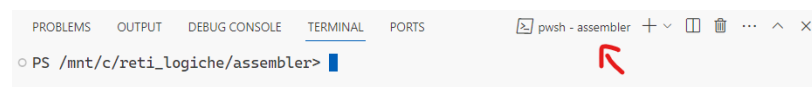
```
messaggio: .ascii "Ok.\n"

.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 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.

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. .

```
PROBLEMS OUTPUT DEBUG CONSOLE TERMINAL PORTS pwsh - assembler + v
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./assemble.ps1 ./test-ambiente.s
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./test-ambiente
Ok.
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler>
```

Parte I

Esercitazioni

Capitolo 5

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 corrispondente 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.

5.1 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 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 ad 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 messaggio, %ebx
call outline
ret

```

Non generalità

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 del corso, tra cui la retrocompatibilità con il vecchio ambiente DOS. 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.

5.2 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.

I passi 1 e 3 sono da svolgersi usando i sottoprogrammi `inline` e `outline`. 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

Partiamo dal primo di questi punti, e per semplicità, scriviamone il codice ignorando i restanti due punti, ossia ricopiando il carattere indipendentemente dal fatto che sia minuscolo o maiuscolo. 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, scegliamo la prima opzione per entrambe le scelte. Se usassimo C, scriveremmo questo:


```

char[] msg_in, msg_out;
...
int i = 0;
char c;
do {
    c = msg_in[i];
    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
    movb %al, (%edi, %ecx)
    inc %ecx
    cmp $0x0d, %al
    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'indirizzazione con indice è `offset(%base, %indice, scala)`, 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, questi aspetti sono legati al fatto di usare il tipo `char`, che è appunto di 1 byte. In assembler, dobbiamo starci attenti noi. 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. Ci rimane ora da controllare che il carattere letto sia una minuscola, e nel caso cambiarla in maiuscola. Per il primo punto, 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 e maiuscola, notiamo sempre dalla tabella ASCII che la distanza tra 'a' e 'A', è la stessa di qualunque altra coppia di maiuscola-minuscola; ci basta infatti sottrarre 32 ad 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 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')

```

Dove `0xdf` corrisponde a `1101 1111`, ossia l'`and` resetta il bit in posizione 5.

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 $0xd, %al
    jne loop

```

Notiamo che le due condizioni nell'if vanno rimaneggiate per essere tradotte, infatti saltiamo a dopo la 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 $0xd, %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 ad un problema di `gdb` , che spiegherò più avanti.

5.3 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 fermi 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         0xfffffc06c
ebp            0xfffffc078         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 dà 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`), o *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 ad 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' 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'indirizzazione 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, menzioniamo il comando layout regs , che mostra ad 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.

5.4 Esercizio 1.2: istruzioni stringa

L'esercizio precedente 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* .

Provare da sé

Provare a svolgere da sé l'esercizio, prima di andare oltre.

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 ad 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 ad 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 precedente 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 `lods`, 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` 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 $0xd, %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
    cld
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.

5.5 Esercizi per casa

Parte fondamentale delle esercitazioni è *fare pratica*. Per questo, vengono lasciati alcuni esercizi per casa.

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.

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

```

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
```

Esercizio 1.7

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
```

Esercizio 1.8

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

```

Capitolo 6

Esercitazione 2

6.1 Soluzioni passo-passo esercizi per casa

Esercizio 1.6: 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 `%c1` : dall'inizializzazione a riga 12, l'incremento condizionato a righe 602-604, e la stampa a righe 28-29, si evince che `%c1` 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 `%c1` 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 c1 = 0;
for(int esi = 0; esi < array_len; esi++){
    if(array[esi] == numero)
        c1++;
}
```

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, abbiamo visto, 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, %c1
    mov numero, %ax
    mov $0, %esi

comp:
    cmp array_len, %esi
    je fine
    movw array(%esi), %bx
    cmpw %bx, %ax
    jne poi
    inc %c1

poi:
    inc %esi
    jmp comp

fine:
    mov %c1, %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 c1 esi` .

```
(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 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 nel vettore mentre lo scorriamo ma non nell'allocazione codice 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. Abbiamo intanto confinato il problema: la *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 un indirizzo in memoria è l'indirizzo 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.

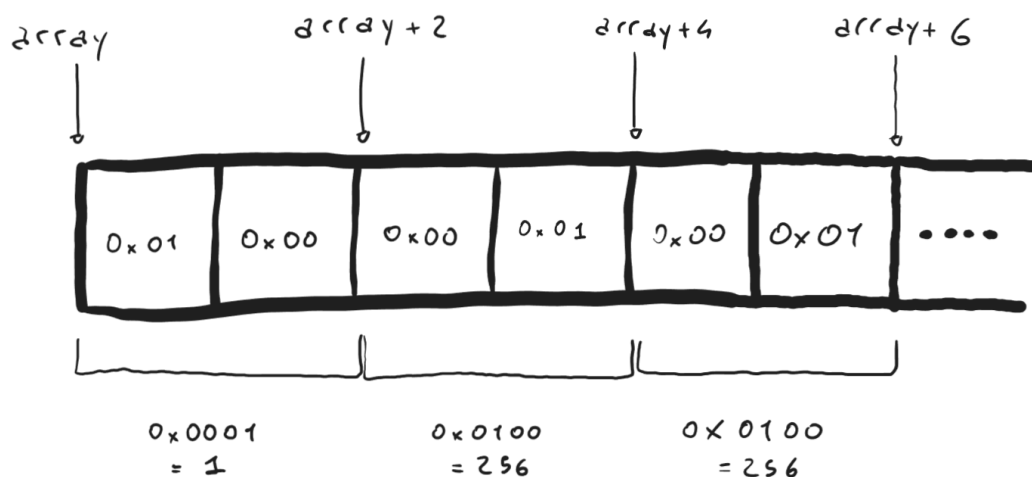


Figura 6.1: Layout di array in memoria.

La lettura di una *word* dalla memoria funziona quindi così: dato l'indirizzo a , vengono letti i 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 in 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 controlla niente di tutto ciò.

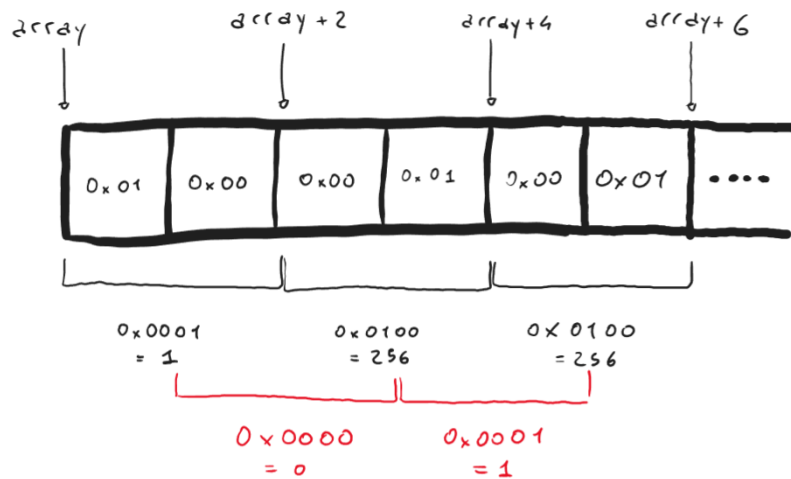


Figura 6.2: Lettura erranea di array : sbagliando l'incremento dell'indirizzo, leggiamo dei byte senza alcuna relazione fra loro dalla memoria e li interpretiamo come parti di una word.

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. Questo però vuol dire che `%esi` non può più essere usato come contatore confrontabile con `array_len`, e 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 questi casi. Infatti, `array(, %esi, 2)` calcolerà l'indirizzo `array + 2 * esi`. Da notare la virgola subito dopo la parentesi, a indicare che non si sta specificando alcun registro *base*, mentre `%esi` è *indice*. In ultimo, una riflessione sul codice C che abbiamo visto prima come modello di questo programma: in quel codice non vi è alcun errore perché `array[esi]`, sfruttando la tipizzazione e l'aritmetica dei puntatori, applica sempre i fattori di scala corretti. 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

```

Esercizio 1.8: soluzione passo-passo

Ricordiamo la traccia dell'esercizio:

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

```

Questa è invece la soluzione proposta dall'esercizio:

```

#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

```

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
```

Vediamo 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, di sovrascrivere le istruzioni del programma.

```
.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:
...
```

Riproviamo 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: quella di Windows richiede prima di estendere il valore su 32 bit, cioè `0xffffffffffff01ff` (ogni carattere esadecimale sono 4 bit e gli interi si estendono ripetendo il bit più significativo, vanno quindi aggiunte 8 `f`), altre calcolatrici permettono di specificare il numero di bit. Il risultato è `-65025`, che è quello che ci aspettiamo. Anche qui quindi è bene: resta 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
```

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, si cambiano le specifiche di un componente interno (il sottoprogramma) solo quando *non hanno senso*, mentre in questo caso abbiamo il componente esterno (il programma) che non rispetta le specifiche d'uso di quello interno. Assicuriamoci quindi 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

```

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      0xffff01ff      -65025
(gdb)

```

Il valore è corretto. Proseguiamo quindi nel sottoprogramma, cercando di capire come funziona e dove potrebbe sbagliare. La prima cosa che notiamo è che il sottoprogramma 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      0xffff01ff      -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 meglio: 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 continuare con altri test (combinazioni di segni, uso di 0) fino a convincersi che funzioni, per questa lezione 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

```

6.2 Esercizio 2.1: esercizio d'esame 2022-01-26

Vediamo ora un esercizio d'esame, del 26 Gennaio 2022. 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.

La soluzione di questo esercizio ha alcuni spunti interessanti. Il primo è che il set di dati è presentato come una matrice. Ma a differenza del C dove possiamo scrivere `matrice[i][j]` e lasciare che l'aritmetica dei puntatori faccia il resto, in assembler dobbiamo gestire da noi la rappresentazione di una matrice tramite un vettore, associando indici su due dimensioni ad un solo indice. L'esercizio ci aiuta in questo indicando una associazione specifica, usata anche per il caricamento dello stato iniziale. Da questa associazione osserviamo che: ogni lettera corrisponde a 4 celle consecutive, dove a corrisponde a $[0, 3]$, b a $[4, 7]$ e così via. Date le 4 celle consecutive, il numero determina una tra queste, dove 1 significa la prima, 2 la seconda e così via. Se traduciamo la lettera in un indice i e il numero in un indice j , entrambi $\in [0, 3]$, possiamo esprimere quindi l'indice della cella nel vettore come $i * 4 + j$. Nella soluzione, i sottoprogrammi `in_lettera` e `in_numero` si occupano di leggere i due valori da tastiera (con la solita struttura ciclica per ignorare caratteri inattesi) e lasciare il relativo indice in `%al`. Dato che i caratteri utilizzati sono consecutivi nella tabella ASCII, questi indici sono calcolabili con una semplice sottrazione.

```

# Sottoprogramma per la lettura della lettera, da 'a' a 'd'
# Lascia l'indice corrispondente (da 0 a 3) in AL
in_lettera:
    call inchar
    cmp $'a', %al
    jb in_lettera
    cmp $'d', %al
    ja in_lettera

```

```
call outchar
sub $'a', %al
ret
```

Questi indici sono poi composti secondo la formula di cui sopra.

```
call in_lettera
mov %al, %cl
shl $2, %cl # cl = cl * 4, ossia la dimensione di ogni riga
call in_numero
add %al, %cl # cl contiene l'indice (da 0 a 15) della posizione bersagliata
```

Il secondo punto interessante è che non è necessario utilizzare un vettore di byte in memoria, perché per gestire un flag vero/falso basta un bit, e per gestirne 16 basta una word. Tuttavia, non abbiamo modo di interagire con i registri in modo diretto sul singolo bit: possiamo immaginare una sintassi come `%ax[%cl]` che testi o modifichi uno specifico bit, ma il processore non ha nulla del genere. Possiamo però utilizzare istruzioni bit a bit, con delle *maschere* adeguate che vadano a testare o modificare solo ciò che ci interessa. Per il test, possiamo usare una `and` con una maschera composta da soli 0 tranne che per la posizione che ci interessa testare. Se il risultato è diverso da 0, vuol dire che l'altro operando, alla posizione d'interesse, ha il bit 1.

```
mov $1, %ax
shl %cl, %ax # ax contiene una maschera da 16 bit con 1 nella posizione bersagliata
and %dx, %ax # se abbiamo colpito qualcosa, ax rimane invariato. altrimenti varrà'
↳ 0
jz mancato
```

Similmente, quando intendiamo mettere un bit a 0 (in questo caso, a indicare che il bersaglio colpito non c'è più), possiamo usare una `and` con maschera opposta alla precedente, ossia con soli 1 tranne che per la posizione da azzerare, o una `xor` con la stessa maschera precedente, che causerà il cambio di valore (da 1 a 0 o da 0 a 1) solo del bit d'interesse. La soluzione, dato che a questo punto è già noto che il bit di interesse è a 1, utilizza la seconda opzione.

```
colpito:
    lea msg_colpito, %ebx
    call outline
    xor %ax, %dx # togliamo il bersaglio colpito
    jmp ciclo_partita_fine
```

Questo schema rende tralaltro molto più semplice la lettura dello stato iniziale, dato che tutto il necessario è fatto dal sottoprogramma di utility `inword`.

6.3 Esercizi per casa

Esercizio 2.2

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
```

Esercizio 2.3

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 finisca prima del carattere '_'
# Se nessun carattere '_' e' presente, stampare l'intera stringa
```


Capitolo 7

Esercitazione 3

7.1 Soluzioni esercizi per casa

Esercizio 2.2: soluzione

Il programma usa `repne scasb` per scorrere il vettore finché non trova il carattere in `%a1`, 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 $'_', %a1
    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 come un simile esercizio basato su word, per esempio con serie di valori decimali delimitati da 0.

Esercizio 2.3: soluzione

Il programma dell'esercizio 2.2 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 ad 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

```

7.2 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 1.8. 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(' ');
        c += k;
    }
}

```

```
outline()  
}
```

7.3 Esercizio 3.2: esercizio d'esame 2021-09-15

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 ci chiede di leggere una stringa e poi analizzarne i caratteri, contando le occorrenze di alcuni di questi. La lettura si può svolgere con la `inline`. Dopodiché, viene la parte di scansione e stampa. Si possono individuare due strategie, entrambe accettate in sede d'esame. Nella prima strategia, si mantiene un vettore di conteggio (16 celle da 1 byte inizializzate a 0) e si scansiona la stringa una volta sola. Ogni qualvolta si trova un carattere d'interesse, se ne calcola l'indice e si incrementa la cella corrispondente del vettore. Per il calcolo di tale indice, basta fare sottrazioni e somme ragionando sul valore numerico della codifica ASCII, come visto nell'esercizio 2.1. Per esempio, dato un carattere c di valore compreso tra $'a'$ e $'f'$, il valore corrispondente (e dunque l'indice del vettore) sarà $c - 'a' + 10$. Alla fine di questa scansione della stringa, si scansione il vettore di contatori stampando una riga per contatore, facendo il processo inverso per la conversione da indice a cifra esadecimale. Nella seconda strategia, si sfrutta il fatto che le stampe sono in ordine, e ciascuna su una riga separata. Possiamo quindi evitare il vettore di contatori, e scansionare la stringa una volta per cifra esadecimale contando le occorrenze di quella specifica cifra e stampandone la riga corrispondente immediatamente, anziché ad un passaggio successivo dopo aver salvato il conteggio in memoria. In termini di complessità algoritmica, la prima strategia è $O(n_{cifre})$ in memoria e $O(n_{stringa}) + O(n_{cifre})$ in tempo, la seconda strategia è $O(1)$ in memoria e $O(n_{cifre} \cdot n_{stringa})$ in tempo. Questo è un esempio classico di trade-off tra cicli di calcolo e occupazione della memoria, che porta a differenti scelte ottime in base alle condizioni del problema. Mentre nelle condizioni semplici in cui operiamo la differenza è decisamente esigua, con i due n che sono soltanto 80 e 16, in casi più complessi vincerà una strategia sull'altra a seconda delle natura del problema. In poche parole, per l'esame: vanno entrambe bene. Va specificato però cosa non andrebbe bene: scrivere 16 o più blocchi di codice simile, dove cambia solo il carattere, inserito come letterale, usato per il confronto. Quale che sia la strategia utilizzata, il codice va generalizzato in modo da usare le stesse istruzioni per operazioni simili e minimizzare i punti da cui può scaturire un errore.

Capitolo 8

Esercitazione 4

8.1 Esercizio 4.1: esercizio d'esame 2023-01-10

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.

Per svolgere l'esercizio c'è bisogno di rammentare la teoria sulla moltiplicazione di numeri naturali, dal modulo di aritmetica. Lì si è visto che in una qualunque base β mi basta saper fare la moltiplicazione tra numeri di una sola cifra, e saper scomporre le moltiplicazioni su più cifre in moltiplicazioni a una sola cifra con shift e somme. Rinfreschiamo il concetto a partire da numeri in base 10, che è quella a cui siamo abituati. In questa base, saper fare le moltiplicazioni tra numeri di una sola cifra equivale a sapere le tabelline. Scomporre la moltiplicazione su più cifre altro non è che fare la moltiplicazione in colonna

```
  75 *
  23 =
----
  15 +
 21  +
 10  +
 14  =
----
1725
```

Una parte importante della moltiplicazione in colonna è “spostare a sinistra” i prodotti tra cifre, che in forma più esplicita si fa mettendo degli zeri. Questo altro non è che moltiplicare il prodotto parziale per la giusta potenza di 10. Infine, partendo dal prodotto di numeri di 2 cifre ciascuno, si ha un risultato su 4 cifre. Questo procedimento è del tutto generalizzabile in qualunque base β . Torniamo a noi: dobbiamo fare una moltiplicazione su 16 bit, usando solo istruzioni `mul` a 8 bit. Se consideriamo $\beta = 2^8$, questo è un prodotto tra numeri di due cifre e abbiamo tutti gli ingredienti necessari:

- il prodotto tra singole cifre lo sappiamo fare, perché è proprio la `mul` a 8 bit,
- sappiamo moltiplicare i prodotti parziali per potenze di β , ci basterà fare `shl` per 8 e 16 bit,
- sappiamo sommare i prodotti parziali, perché abbiamo la `add` a 32 bit che l'esercizio ci consente di usare.

Siano i due numeri x e y scritti come due cifre in base 2^8 , $x_h \ x_l$ e $y_h \ y_l$. Allora si scompone la loro moltiplicazione come

```
  xh xl *
  yh yl =
-----
```

$$\begin{array}{r}
 (x_l * y_l) + \\
 (x_h * y_l) * 2^8 + \\
 (x_l * y_h) * 2^8 + \\
 (x_h * y_h) * 2^{16} = \\
 \hline
 x * y
 \end{array}$$

Da qui, l'implementazione che ne segue è molto semplice.

8.2 Esercizio 4.2: esercizio d'esame 2023-09-12

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.

Trovare numeri primi è un problema molto studiato, soprattutto per le varie ottimizzazioni algoritmiche possibili e necessarie se si vuole affrontare la ricerca di primi molto grandi. Per questo esercizio non serve nulla di complicato. Un numero non è primo se è divisibile per almeno uno dei numeri primi precedenti, altrimenti è primo. Quindi se è nota la lista di numeri primi p_1, \dots, p_k minori del numero corrente n , ci basterà scorrere questa lista testando la divisione tra naturali n/p_i e controllandone il resto. Se troviamo resto 0 per qualche p_i (ne basta uno) il numero non è primo. Se arriviamo alla fine della lista senza mai trovare la condizione di sopra, il numero è primo. Lo aggiungiamo quindi alla lista e continuiamo oltre. L'algoritmo di sopra è facilmente implementabile in assembler con l'aiuto di alcune ipotesi date dall'esercizio:

- Sappiamo il numero massimo di primi da considerare, cioè 50. La lista può quindi essere implementata con un vettore di 50 elementi e un contatore che indichi quante delle sue celle sono state riempite.
- Sappiamo che il massimo numero primo da considerare è < 255 , ergo ci basteranno 8 bit.
- I primi due numeri primi, 2 e 3, sono da considerarsi già noti. Questo ci evita diverse complicazioni per i primi passaggi.

Da qui, l'implementazione dell'esercizio è solo questione di scorrimento del vettore e controllo di flusso. Nella soluzione proposta, vediamo che la ricerca del successivo numero primo è implementata con il sottoprogramma apposito `find_next_prime`, che si occupa della ricerca del numero e l'aggiunta in coda al vettore. La logica principale si limita a chiamare `find_next_prime` finché il contatore dei numeri primi non raggiunge quanto richiesto dall'utente, per poi stampare il vettore con la formattazione desiderata.

Parte II

Documentazione

Capitolo 9

Istruzioni processore x86

Le seguenti tabelle sono per *referimento rapido* : sono utili per la programmazione pratica, ma omettono molteplici dettagli che serve sapere, e che trovate nel resto del materiale. Si ricorda che, nella sintassi GAS/AT&T, le istruzioni sono nel formato *opcode source destination* . Nella colonna notazione, si indicano 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, si indica con r un registro (come in `mov %eax, %ebx`); con m un indirizzo di memoria (immediato, come in `mov numero, %eax`, o tramite registro, come in `mov (%esi), %eax`, o ancora con indice, come in `mov matrice(%esi, %ecx, 4)`); con i un valore immediato (come in `mov $0, %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.

9.1 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 ZF .
lea	Load Effective Address	lea a, r	Scrive l'indirizzo 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 implicito) lo scrive nel destinatario.

9.2 Aritmetica

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
add	Addition	add[bwl] r/m/i, r/m	Somma sorgente e destinatario, scrive il risultato sul destinatario. Valido sia per naturali che interi. Aggiorna CF e OF .
sub	Subtraction	sub[bwl] r/m/i, r/m	Sottrae il sorgente dal destinatario, scrive il risultato sul destinatario. Valido sia per naturali che interi. Aggiorna CF e OF .
adc	Addition with Carry	adc[bwl] r/m/i, r/m	Somma sorgente, destinatario e CF , scrive il risultato sul destinatario. Valido sia per naturali che interi. Aggiorna 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. Valido sia per naturali che interi. Aggiorna CF e OF .

inc	Increment	inc[bwl] r/m	Somma 1 (sorgente implicito) al destinatario. Non aggiorna CF .
dec	Decrement	dec[bwl] r/m	Sottrae 1 (sorgente implicito) al destinatario. Non aggiorna CF .
neg	Negation	neg[bwl] r/m	Sostituisce il destinatario con il suo opposto. Aggiorna OF .

Le seguenti istruzioni hanno operandi e destinatari impliciti, che variano in base alla dimensione dell'operazione. Usano in oltre 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 sorgento (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 sorgento (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 sorgento (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 sorgento (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 sorgento (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 sorgento (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> .

9.3 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.

9.4 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. In ciascuno shift, il bit più significativo viene lasciato in CF . Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, 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. Se il bit più significativo ha cambiato valore almeno una volta, imposta OF a 1. Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, 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 più significativo viene lasciato in CF . Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, 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. Il bit più significativo tra quelli rimossi viene lasciato in CF . Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, 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 <i>sia</i> lasciato in CF <i>sia</i> ricopiato al posto del bit meno significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, 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 <i>sia</i> lasciato in CF <i>sia</i> ricopiato al posto del bit più significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, 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 ricopiato al posto del bit meno significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, 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 ricopiato al posto del bit più significativo. Come registro sorgente si può utilizzare solo %c1 . Il sorgente può essere omissso, in quel caso n=1.

9.5 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 ad 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 ed 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 ad 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.

9.6 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 ad un confronto fra sorgente e destinatario si intendono gli operandi della cmp precedente. La famiglia di istruzioni loop supportano 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 permettono 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.

Istruzione	Nome esteso	Notazione	Comportamento
cmove	Move if Equal	cmove r/m	Esegue la mov se destinatario == sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovne	Move if Not Equal	cmovne r/m	Esegue la mov se destinatario != sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmova	Move if Above	cmova r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario > sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovae	Move if Above or Equal	cmovae r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario >= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovb	Move if Below	cmovb r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario < sorgente, altrimenti non fa nulla.

cmove	Move if Below or Equal	cmove r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come naturali, destinatario <= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovg	Move if Greater	cmovg r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario > sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovge	Move if Greater or Equal	cmovge r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario >= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovl	Move if Less	cmovl r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario < sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovle	Move if Less or Equal	cmovle r/m	Esegue la mov se, interpretandoli come interi, destinatario <= sorgente, altrimenti non fa nulla.
cmovz	Move if Zero	cmovz r/m	Esegue la mov se ZF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovnz	Move if Not Zero	cmovnz r/m	Esegue la mov se ZF è 0, altrimenti non fa nulla.
cmovc	Move if Carry	cmovc r/m	Esegue la mov se CF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovnc	Move if Not Carry	cmovnc r/m	Esegue la mov se CF è 0, altrimenti non fa nulla.
cmovo	Move if Overflow	cmovo r/m	Esegue la mov se OF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovno	Move if Not Overflow	cmovno r/m	Esegue la mov se OF è 0, altrimenti non fa nulla.
cmovs	Move if Sign	cmovs r/m	Esegue la mov se SF è 1, altrimenti non fa nulla.
cmovns	Move if Not Sign	cmovns r/m	Esegue la mov se SF è 0, altrimenti non fa nulla.

9.7 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.
lods	Load String	lods[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 decrementa.
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 .

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 .

9.8 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 ad un registro.
out	Output to Port	out r r/i	Scrive da un registro ad 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 10

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.

10.1 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 all'utente. 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 non avesse, appunto, ignorato il carattere precedente.

10.2 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.

10.3 Sottoprogrammi

Nome	Comportamento
<code>inchar</code>	Legge da tastiera un carattere ASCII e ne scrive la codifica in <code>%a1</code> . Non mostra a terminale il carattere letto.
<code>outchar</code>	Legge la codifica di un carattere ASCII dal registro <code>%a1</code> e lo mostra a terminale.
<code>inbyte / inword / inlong</code>	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>%a1 / %ax / %eax</code> .
<code>outbyte / outword / outlong</code>	Legge il contenuto di <code>%a1 / %ax / %eax</code> e lo mostra a terminale sottoforma 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 \r , facendone eco e ignorando altri caratteri. Interpreta queste come cifre di un numero naturale, e salva quindi il byte/word/long corrispondente in %al / %ax / %eax .
outdecimal_byte / outdecimal_word / outdecimal_long	Legge il contenuto di %al / %ax / %eax , lo interpreta come numero naturale e lo mostra a terminale sottoforma di cifre decimali.
outmess	Dato l'indirizzo v in %ebx e il numero n in %cx , mostra a terminale gli n caratteri ASCII memorizzati a partire da v .
outline	Dato l'indirizzo v in %ebx , mostra a terminale i caratteri ASCII memorizzati a partire da v finché non incontra un \r o raggiunge il massimo di 80 caratteri.
inline	Dato l'indirizzo v in %ebx e il numero n in %cx , legge da tastiera caratteri ASCII e li scrive a partire da v finché non è inserito un \r o raggiunge il massimo di $n - 2$ caratteri. Pone poi in fondo i caratteri \r\n . Supporta l'uso di backspace per correggere l'input.
newline	Porta l'output del terminale ad una nuova riga, mostrando i caratteri \r\n .

Capitolo 11

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 ad 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`.

11.1 Controllo dell'esecuzione

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

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

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:
...
```

11.2 Ispezione dei registri

Nome completo	Nome scorciatoia	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 <i>reg</i> specificato. <i>reg</i> 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.

11.3 Ispezione della memoria

Nome completo	Nome scorciatoia	Formato	Comportamento
<code>x</code>	<code>x</code>	<code>x/ NFU addr</code>	Mostra lo stato della memoria a partire dall'indirizzo <i>addr</i> , per le <i>N</i> locazioni di dimensione <i>U</i> e interpretate con il formato <i>F</i> . Comando con memoria, i valori di <i>N</i> , <i>F</i> e <i>U</i> 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.

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

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 scorciatoia	Formato	Comportamento
condition	cond	cond <i>id</i> <i>cond</i>	Imposta la condizione <i>cond</i> 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 $a1==5` per far sì che l'esecuzione si fermi al breakpoint 2 solo se il registro `a1` contiene il valore 5,
- `cond 2 (short *)$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 $a1==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`.

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 12

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 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
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	`
0110 0001	97	0x61	a
0110 0010	98	0x62	b
0110 0011	99	0x63	c
0110 0100	100	0x64	d
0110 0101	101	0x65	e
0110 0110	102	0x66	f
0110 0111	103	0x67	g
0110 1000	104	0x68	h
0110 1001	105	0x69	i
0110 1010	106	0x6A	j
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	~

Capitolo 13

Script dell'ambiente

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.

13.1 `assemble.ps1`

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

Questo script assembla 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` ad includendo il sorgente `./files/main.c`, che si occupa di alcune impostazioni del terminale.

13.2 `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`).

13.3 `run-test.ps1`

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

Lancia un eseguibile usando il contenuto di un file come input, e ne opzionalmente 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.

13.4 `run-tests.ps1`

```
PS /mnt/c/reti_logiche/assembler> ./run-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 III

Appendice

Capitolo 14

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.

14.1 Setup dell'ambiente

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.

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*.

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`, dovrete 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`.

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 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"`.

14.2 Uso dell'ambiente

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`.

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`.

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 ...
```

Riprovare quindi a riassemblare. Se il warning non sparisce, scrivermi. Allegando il sorgente.

8. 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.

Book II

Verilog

Parte IV

Esercitazioni

Capitolo 15

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 dell'hardware, 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:

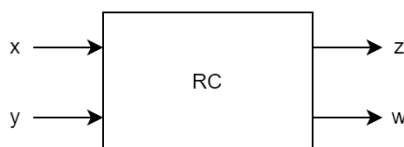
- descrizione e sintesi di reti combinatorie
- descrizione e sintesi di reti sincronizzate
- verifica con testbench simulativa

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.

15.1 Da schemi circuitali 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 ad 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;

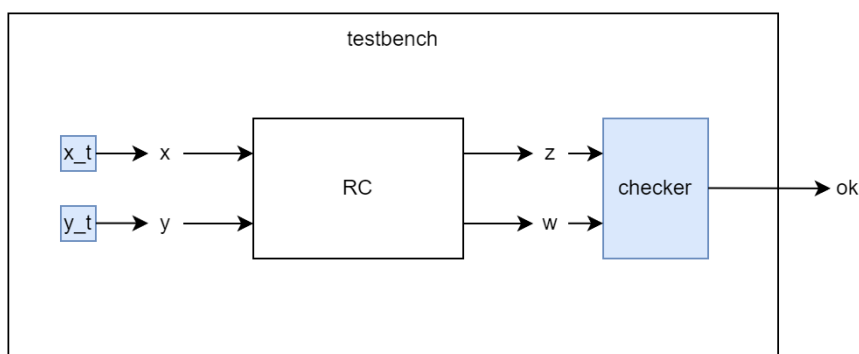
assign #1 z = x | y;
assign #2 w = x & y;

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.

15.2 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 check 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 ad un certo livello di dettaglio. Questo ci dà 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 ad 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 scambiarsi di posto. In secondo luogo, non permette di *saltare* una posizione, mentre vedremo esempi dove collegare qualcosa ad una o più uscite di una rete è del tutto opzionale. Queste limitazioni possono sembrare semplici da aggirare, ma il vero problema è che ad 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.

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.

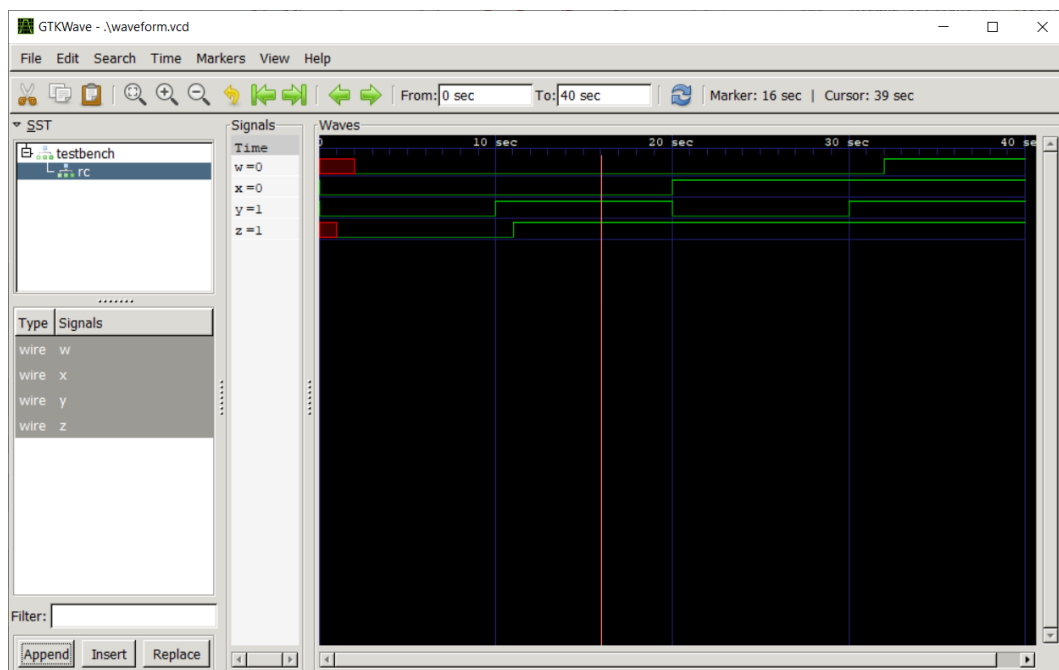
Chi ha ragione?

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
```

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.

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 { gtwave waveform.vcd }
```

L'operatore è documentato qui .

15.3 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

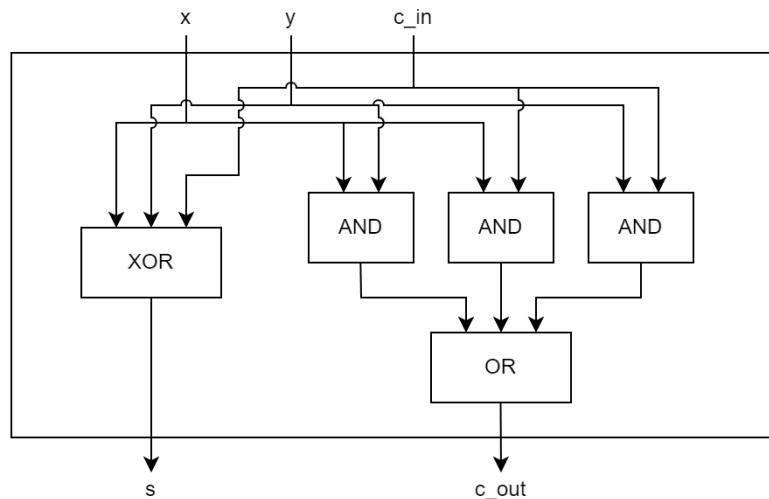
Le parentesi graffe, come in {c_out, s}, si può usare per raggruppare elementi sia a destra che a sinistra di un assegnamento. Bisogna stare però attenti alle dimensioni in bit, e cosa viene assegnato a cosa.

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.

```

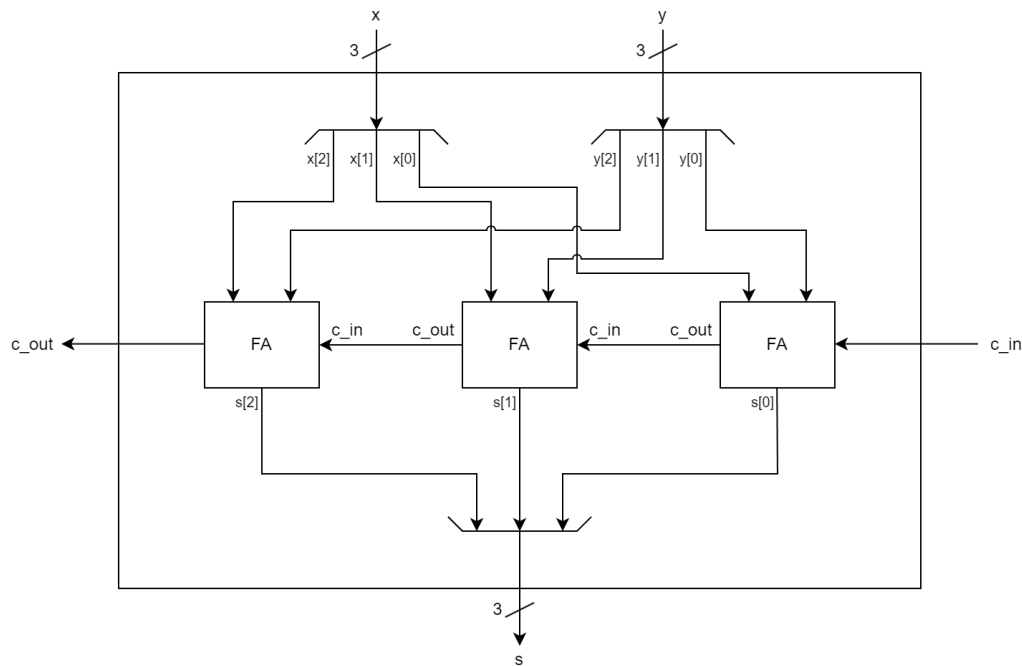
module full_adder_3(
    x, y, c_in,
    s, c_out
);
    input [2:0] x, y;
    input c_in;
    output [2:0] s;
    output c_out;

    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 istanziare 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

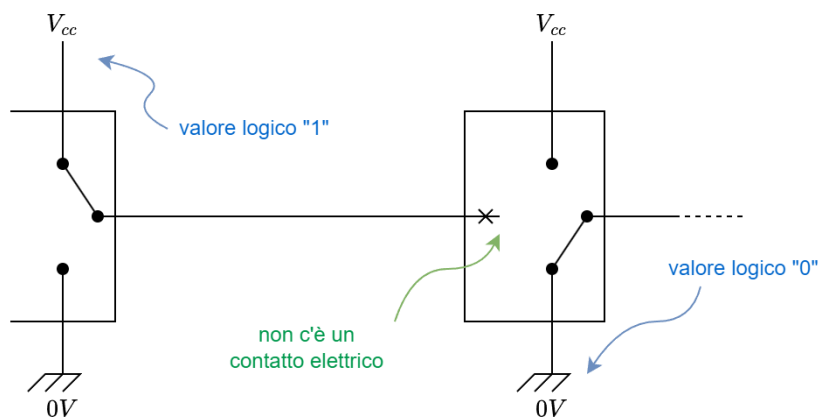
caso, anzi è fondamentale . Tolto il caso limite delle testbench simulative, ogni cosa che scriviamo in Verilog ha senso solo se ci è chiaro che tipo di hardware corrisponde a ciò che scriviamo e come si può realizzare. Questo vale anche quando si fa una descrizione. Per esempio, abbiamo prima visto 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 16

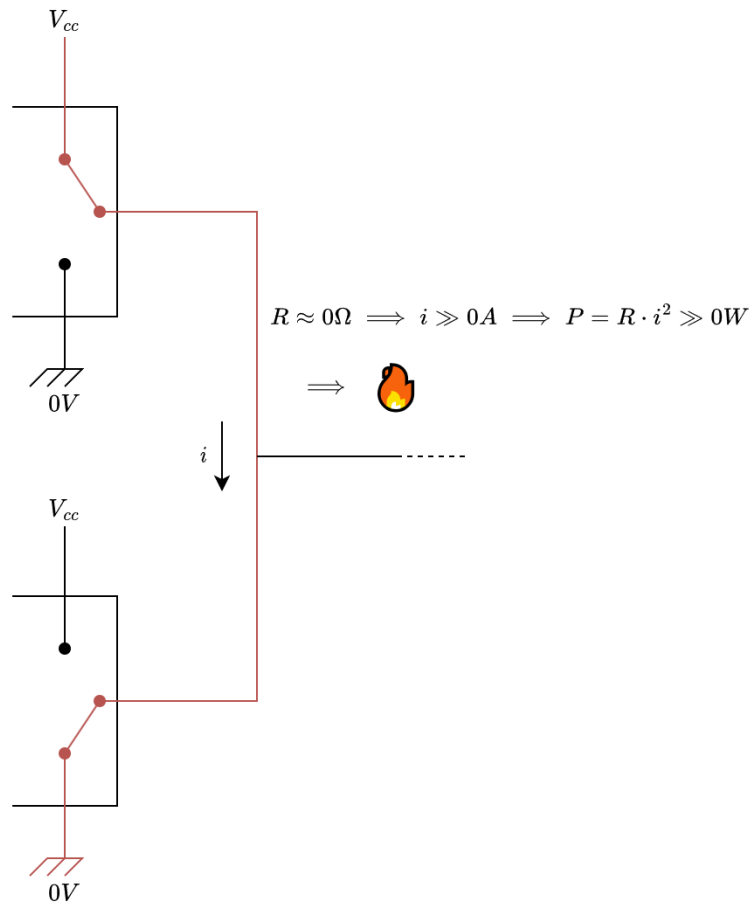
Esercitazione 2

16.1 Errori comuni: i corto circuiti

Vediamo ora un esempio di come *non* tenere presente la corrispondenza tra Verilog e schemi circuitali porta a grossi guai. La maggior parte di quello di cui discutiamo in questo corso si applica per *qualunque* tecnologia si utilizzi per implementarle. 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_{cc} , per esempio $5V$. All'ingresso di una porta logica, invece, viene rilevata la tensione senza contatti elettrici con l'uscita.



Cosa succede invece se colleghiamo le uscite di due porte logiche, in particolare se una produce 1 e l'altra 0? Si chiude un circuito che collega V_{cc} 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 .

16.2 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 .

16.3 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.

16.4 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

```

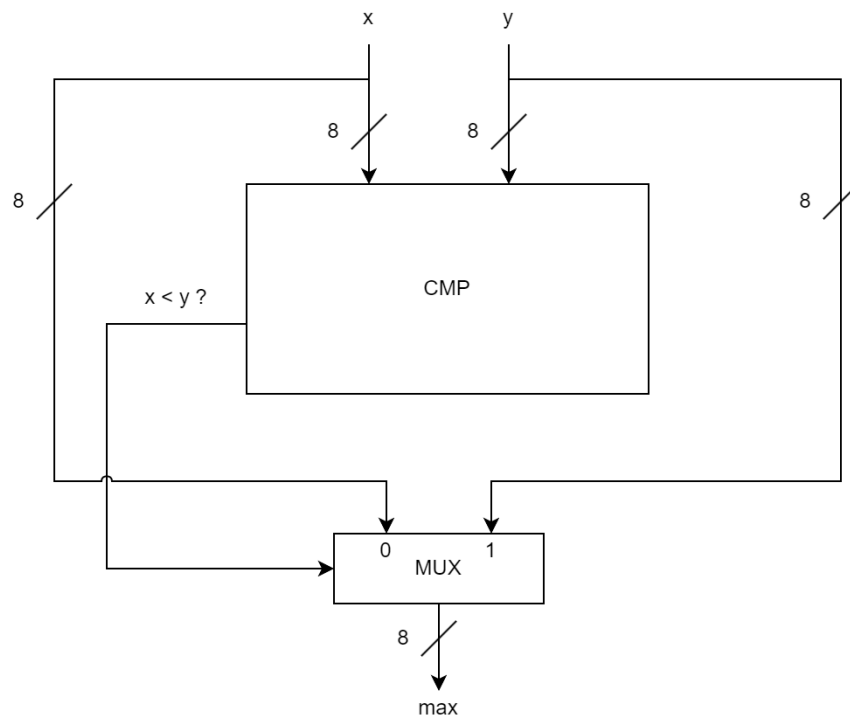
Una versione più completa, ottenuta dalla testbench originale dell'esercizio prendendo lo schema del blocco `consumer` e i casi di test della funzione `get_testcase`, è scaricabile qui .

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 simulazione, 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.

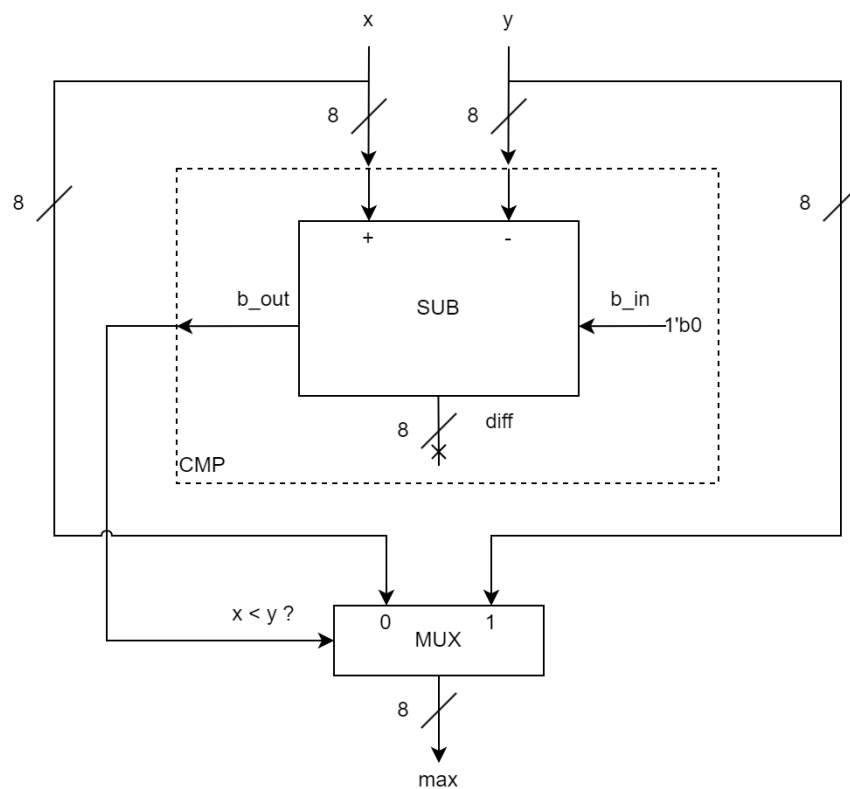
Controllare sempre `reti_standard.v`

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.

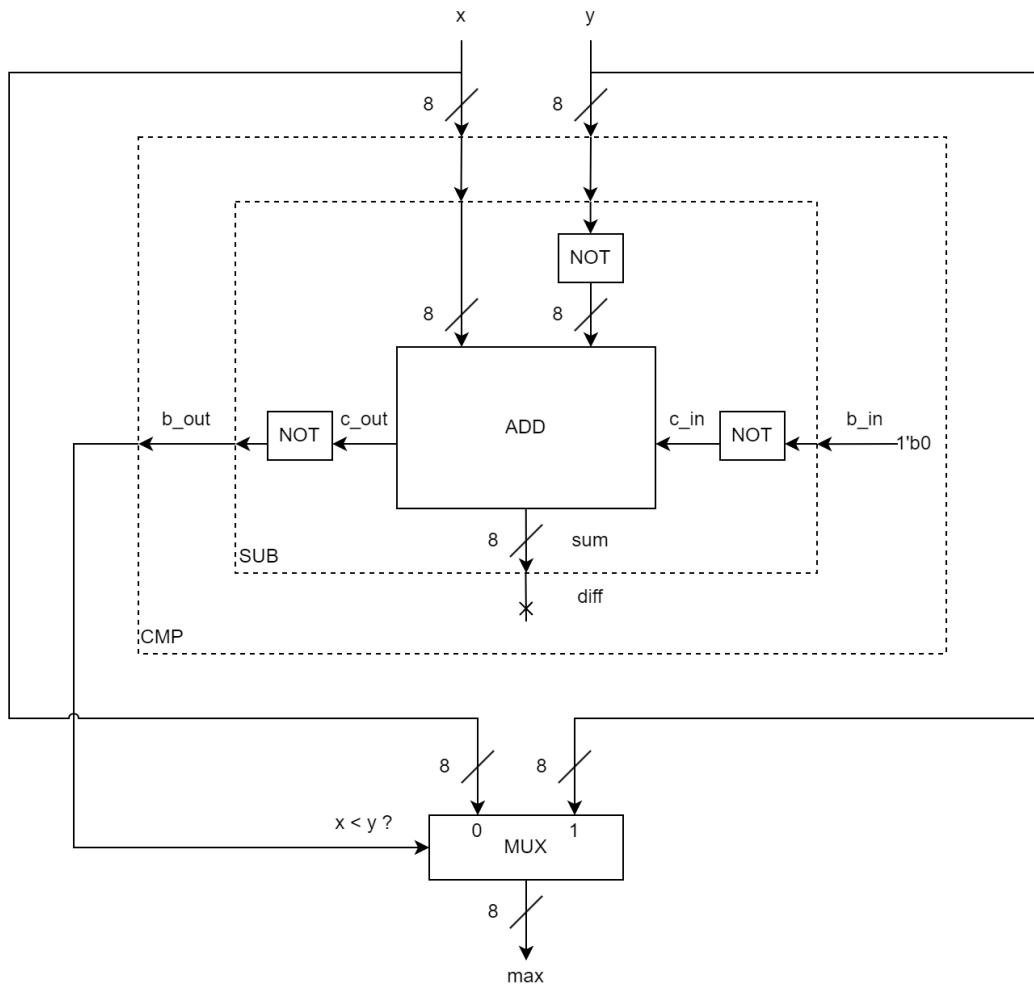
In questo caso abbiamo a disposizione una sola rete combinatoria, il sommatore. Questo sommatore ha però un parametro, `N`. I parametri sono simili ai *generics* nei linguaggi di programmazione: un modo per scrivere un modulo configurabile che si adatta a più situazioni, che in questo caso vuol dire a un diverso numero di bit. Questo vuol dire che possiamo collocare nella nostra rete sommatore 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'istanziamento 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 [7:0] 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

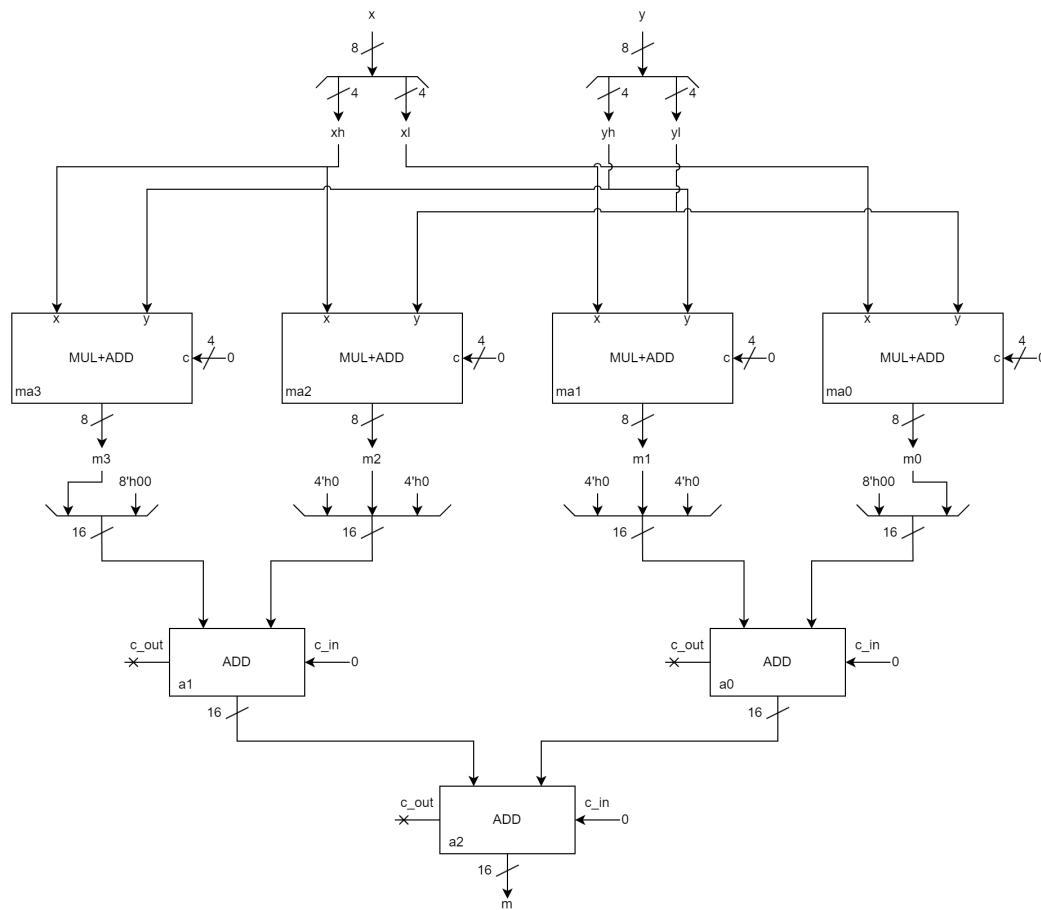
Esiste una certa flessibilità, soprattutto quando le reti si fanno più complesse, attorno alla sintesi esplicita con ritardi di operazioni come la negazione \sim e l'incremento $+1$. Per esempio, in questo esercizio abbiamo dichiarato separatamente i wire `y_neg` e `b_out`, con dei ritardi negli assign 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, rimuovendo dei punti di ritardo, può rendere più difficile il debugging via waveform.

16.5 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 risolverlo proprio perché stiamo descrivendo hardware e non programmando software.

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 sottoprodotti tra due cifre. Ciascun sottoprodotto può essere calcolato indipendentemente e produce un risultato su 2 cifre (8 bit). Questi sottoprodotti 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 ad 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 sottoprodotti tra di loro. Una volta ottenuti i quattro sottoprodotti, tutti su 4 cifre, possiamo sommarli tra loro. Possiamo usare tre sommatori a 4 cifre (32 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, xl} = x;
    wire [3:0] yl, yh;
    assign {yh, yl} = 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(y1), .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.

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 i `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   +

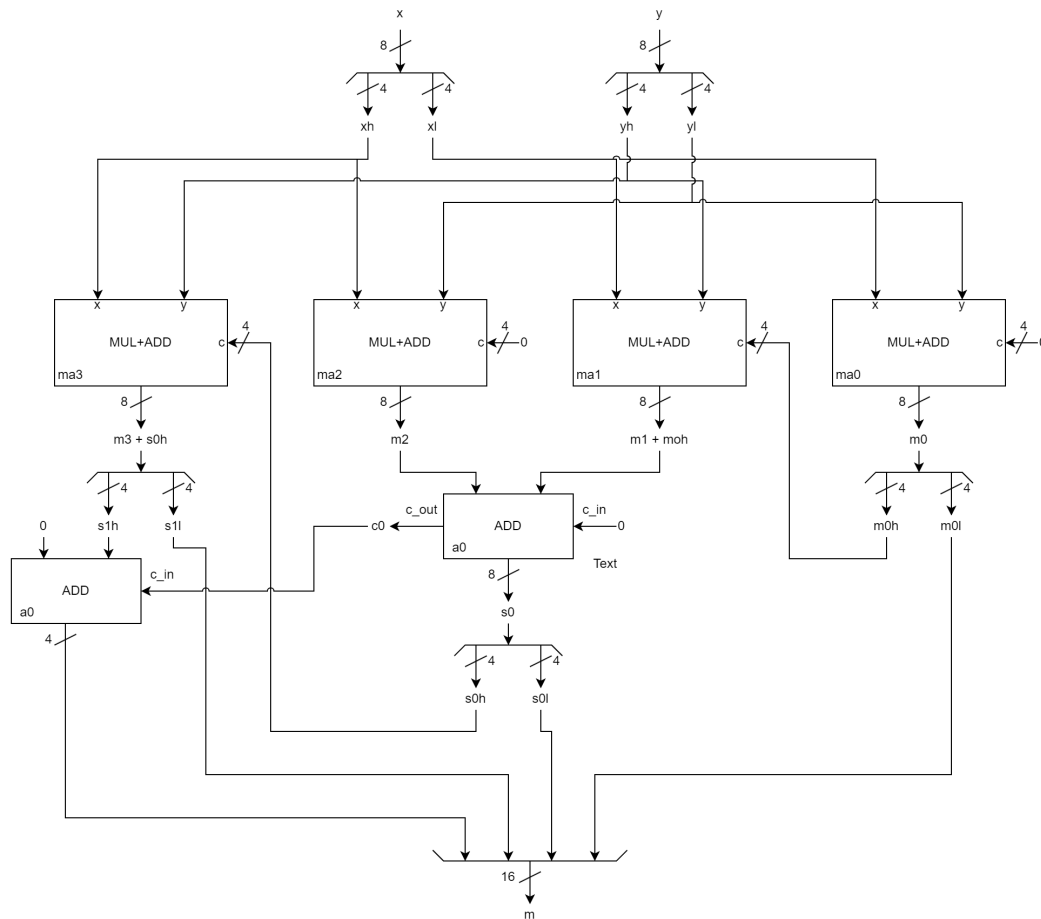
```

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 $s0$, ed 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, xl} = x;
wire [3:0] yh, yl;
assign {yh, yl} = 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, 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),
    .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) ) a2 (
    .x(s1h), .y(4'b0), .c_in(c0),
    .s(s1h_c0)
);

assign m = {s1h_c0, s1l, s0l, m0l};

```

```
endmodule
```


Capitolo 17

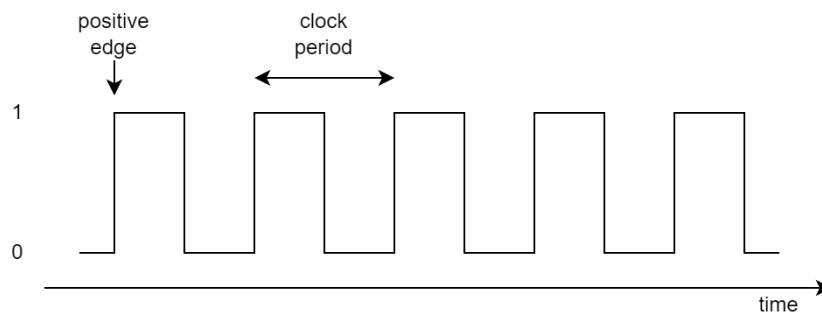
Esercitazione 3

17.1 Reti sincronizzate

Le reti sincronizzate sono reti logiche con uno stato interno, mantenuto usando registri, che si evolvono a istanti discreti dati da un segnale di clock. In questa esercitazione vedremo come realizzarle, simularle e studiarle nell'ambiente d'esame.

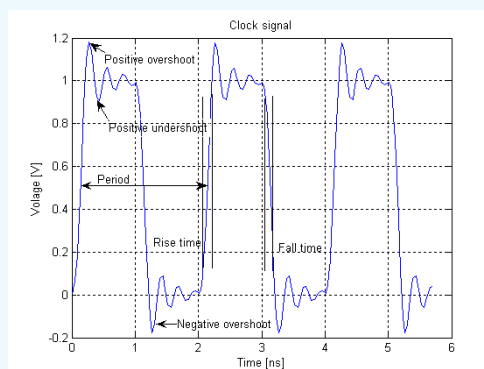
Testbench e generatore di clock

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 al 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 *simulizzabile*, dovrebbe avere a che fare con un segnale di reset che indichi a questa rete da che punto cominciare. Dato che

però 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 ad 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 istanziazione.

```
module testbench();
    wire clock;
    clock_generator clk(
        .clock(clock)
    );
    ...
    mia_rete dut(
        ...
        .clock(clock)
    );
    ...
endmodule
```

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
endmodule
```

```
...
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.

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

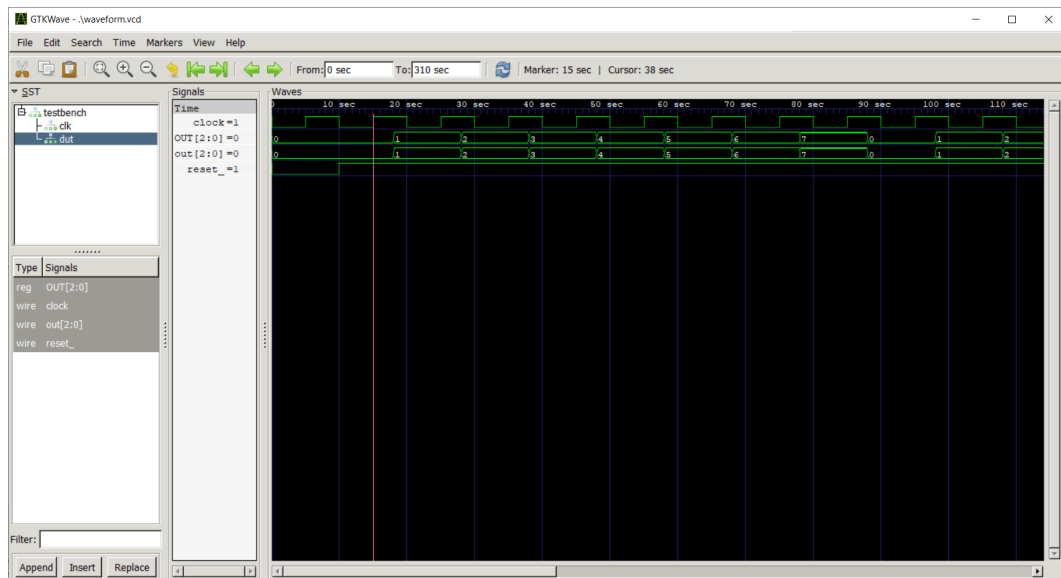
    always @(posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
        OUT <= OUT + 1;
    end
endmodule
```

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_;

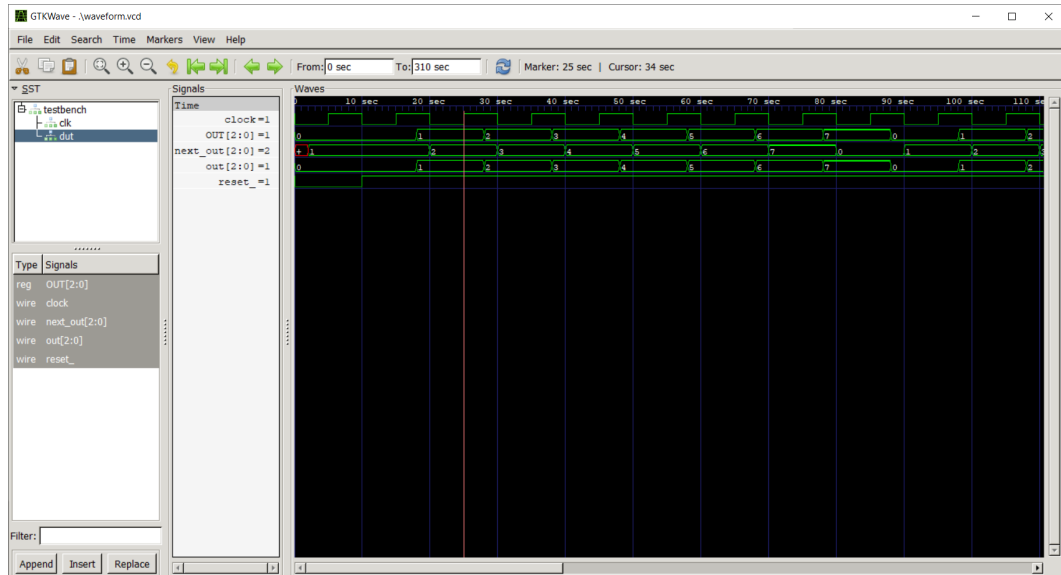
    reg [2:0] OUT;
    assign out = OUT;

    //highlight-start
    wire [2:0] next_out;
    assign #2 next_out = OUT + 1;
    //highlight-end

    always @(reset_ == 0) begin
        OUT <= 0;
    end

    always @(posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
    //highlight-start
        OUT <= next_out;
    //highlight-end
    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.

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(
    out,
    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;

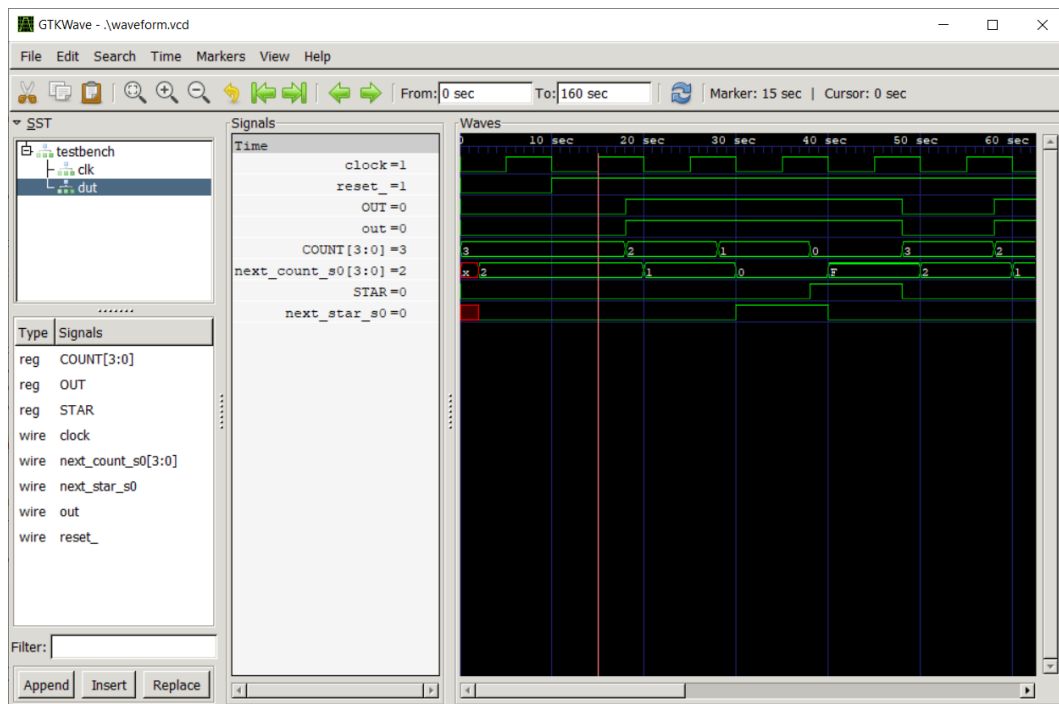
wire next_star_s0;
assign #2 next_star_s0 = (COUNT == 1) ? S1 : S0;

always @(posedge clock) if (reset_ == 1) #3 begin
    case (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 $reset_ = 1$. 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 decrementa 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

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 $OUT \leq (COUNT == 1) ? 0 : 1$, 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.

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: 1) vanno eseguiti *tutti* gli step che ci competono, *quando* il protocollo ci dice di farlo; 2) 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.
- Comuniciamo 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
        endcase
    end
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

```

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 inerente 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: ad 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
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 ed 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.

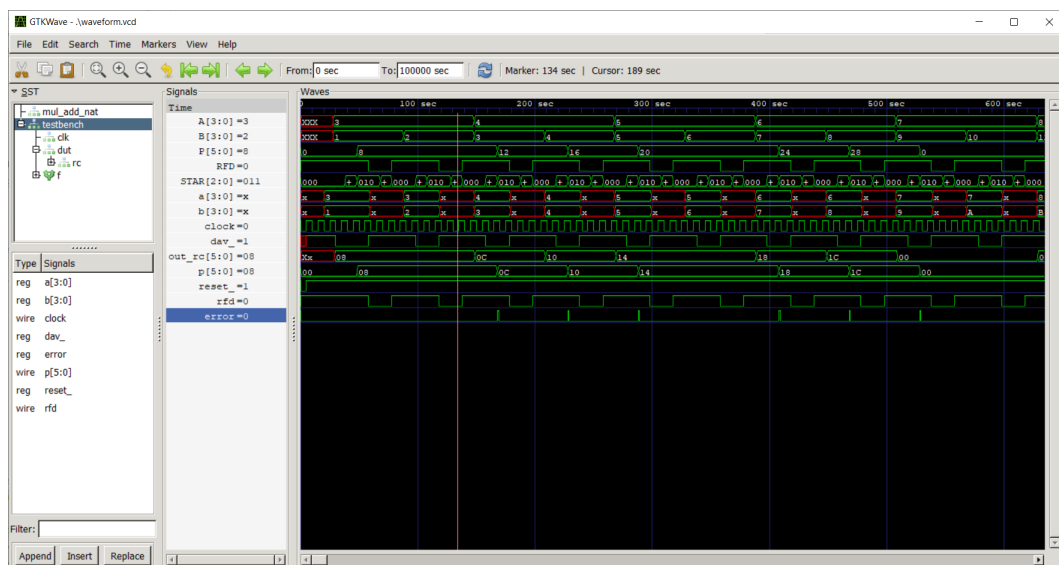
```
module testbench();
    ...
    initial begin
        ...
    end

    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, guardando alla linea `error` della testbench questi punti saranno facilmente identificabili nella waveform, come dall'esempio seguente.



Capitolo 18

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 .

18.1 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 il 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,
    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_;

    reg [1:0] STAR;
    localparam
        S0 = 0,
        S1 = 1,
        S2 = 2,
        S3 = 3;

    wire [7:0] out_rc;
    MINIMO_3 min_rc(
        .a(x1), .b(x2), .c(x3),
        .min(out_rc)
    );

    always @(reset_ == 0) #1 begin
        SOC <= 0;
        DAV_ <= 1;
        STAR <= 0;
    end

    always @(posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
        casex (STAR)
            S0: begin
                SOC <= 1;
                STAR <= ({eoc1, eoc2, eoc3} == 3'b000) ? S1 : S0;
            end

            S1: begin
                SOC <= 0;
                MIN <= out_rc;
                STAR <= ({eoc1, eoc2, eoc3} == 3'b111) ? S2 : S1;
            end

            S2: begin
                DAV_ <= 0;
                STAR <= (rfd == 1) ? S2 : S3;
            end

            S3: begin
                DAV_ <= 1;

```

```

        STAR <= (rfd == 0) ? S3 : S0;
    end

    endcase
end

endmodule

module MINIMO_3(
    a, b, c,
    min
);
    input [7:0] a, b, c;
    output [7:0] min;

    assign #2 min = (a >= b) ? ((b >= c) ? c : b )
                    : ((a >= c) ? c : a );

endmodule

```

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.

18.2 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

```

18.3 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 prolisso (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.

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.

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.


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`.

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 assegni seguono la stessa spaziatura: o tutti `REG<=` o tutti `REG_<=`; o tutti `SX: begin` o tutti `SX:  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.

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`. `<ReactPlayer preload controls muted width="100height="auto" url={useBaseUrl("/video/verilog/4/sintesi-2.webm")}/>` 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;
    S3: STAR <= (rfd == 0) ? S3 : S0;
endcase
end

```

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 compartimenti *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 doppioni.

```

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

```

Il video seguente mostra come questo procedimento può essere applicato a tutti i registri dell'esercizio. <ReactPlayer preload controls muted width="100height="auto" url={useBaseUrl("/video/verilog/4/sintesi-3.webm")} /> 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 *indipendentemente*. 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.

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 *indipendenti* 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.

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'bXXXXX ;

```

```

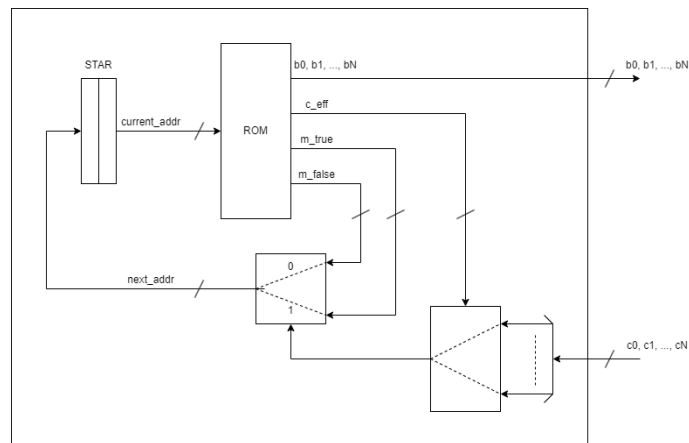
always @(reset_ == 0) #1 STAR <= 0;
always @(posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: STAR <= c0 ? S1 : S0;
        S1: STAR <= c1 ? S2 : S1;
        S2: STAR <= c2 ? S2 : S3;
        S3: STAR <= c2 ? S0 : S3;
    endcase
end
endmodule

// sintesi di rete combinatoria omessa

```

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 `STAR <= 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 difatto 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 incodizionati, 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 19

Esercitazione 5

19.1 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 ad un bus, una interfaccia di ingresso con handshake (da cui ottenere dati in ingresso) ed 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 porte 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 ad un filo equivale a imporre una tensione, e se più dispositivi assegnano tensioni diverse sullo stesso filo la differenza di potenziale porta ad 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`.

19.2 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
...
```

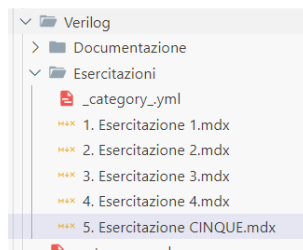
Una volta chiarito questo processo, il resto dell'esercizio è molto semplice. Va dimensionato N e la relativa rete combinatoria: il testo ci indica che il massimo raggiungibile è inferiore a 2^{14} , implicando che 14 bit sono sufficienti. Va poi sintetizzata la rete combinatoria, che altro non è che 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.

19.3 Nota di colore su bug assurdi

Questa pagina è stata scritta la mattina del 6 Dicembre prima dell'esercitazione dove ho lasciato questi due esercizi da svolgere. Durante l'esercitazione, cercando di mostrarlo per una domanda a riguardo, mi sono casualmente accorto che il sito era *rotto*. Ho quindi cercato, tra una domanda e l'altra, di debuggare il sito per rimettere tutto il resto e questa pagina online prima della fine dell'esercitazione. Questo sito usa Docusaurus, un framework che permette di scrivere documentazione in semplice markdown che viene poi tradotto in HTML. Le pagine di queste esercitazioni sono organizzate in cartelle e file markdown così

```
- Assembler
  - Documentazione
  - Esercitazioni
  ...
- Verilog
  - Documentazione
  - Esercitazioni
    - 1. Esercitazione 1.mdx
    - 2. Esercitazione 2.mdx
    - 3. Esercitazione 3.mdx
    - 4. Esercitazione 4.mdx
    - 5. Esercitazione 5.mdx
  ...
```

Visto che fino a 4. Esercitazione 4.mdx ha funzionato tutto mentre con 5. Esercitazione 5.mdx no, ho passato gran parte del tempo a cercare di capire come gli errori (assurdi) fossero causati da qualche problema nel file. Alla fine, ho scoperto che bastava cambiare il nome.



Così funziona, anche se non ho idea del perché. Qui il bug report.

Capitolo 20

Esercitazione 6

20.1 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 $S_0 \dots S_N$ gli stati della sequenza principale, e siano $Smp_0 \dots Smp_N$ gli stati del microsottoprogramma. Uno stato della sequenza principale può saltare ad 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 ad una locazione di memoria, l'accesso ad 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 S_3 , il calcolo è solo descritto.

```
...
always @(posedge clock) if(reset_ == 1) #3 begin
    casex (STAR)
        S0: begin
            OUT <= 0;
```

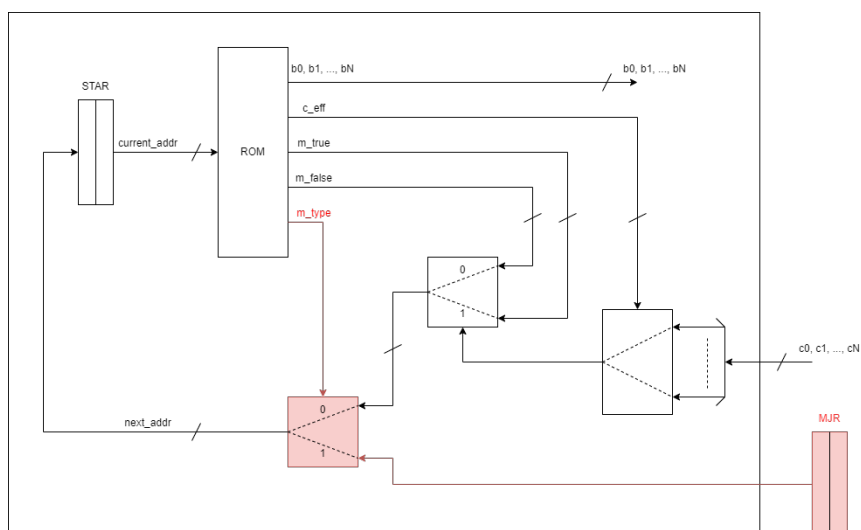
```

    MJR <= S1;
    STAR <= S_read0;
end
S1: begin
    X2 <= X0;
    MJR <= S2;
    STAR <= S_read0;
end
S2: begin
    X1 <= X0;
    MJR <= S3;
    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
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 da distinguere i salti guidati da MJR e non
// (salti incondizionati o a due vie).

// Per distinguere questi salti da quelli guidati da MJR, introduciamo un altro
// multiplexer guidato dal campo m-type della ROM
// 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, ed un multiplexer guidato da una delle variabile di condizionamento
// prodotte dalla parte operativa.
// Dato che, in questo caso, abbiamo una sola variabile di condizionamento, non c'è
// bisogno di distinguerle tramite un multiplexer ed il campo c_eff della ROM, che
// quindi omettiamo.

/*
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 $STAR \leq S0$; , da sintetizzare con $m\text{-type} = 0, c_{\text{eff}} = X, m\text{-true} = m\text{-false} = S0$.
- Salti condizionati a stati *costanti*, del tipo $STAR \leq c1 ? S0 : S1$; , da sintetizzare con $m\text{-type} = 0, c_{\text{eff}} = c1, m\text{-true} = S0, m\text{-false} = S1$.
- Salti incondizionati a MJR, del tipo $STAR \leq MJR$; , 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 $STAR \leq c1 ? MJR : S1$. Per far questo ci vorrebbe un'altra architettura, *diversa* da quelle viste in questo corso.

20.2 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 diversa 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. Dato che l'esercizio indica i bit inviati a partire dal più significativo, si può campionare un byte eseguendo $\text{BYTE} \leftarrow \{\text{nuovo_bit}, \text{BYTE}[7:1]\};$. Il secondo ingrediente è aspettare che 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 colleghiamo 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 $S \leftarrow s$. 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_out è invece irrilevante, sarebbe di interesse solo se questi fossero numeri *naturali*.

Parte V

Documentazione

Capitolo 21

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 è www.chipverify.com.

Capitolo 22

Operatori

22.1 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 2. formato di rappresentazione 3. 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).

Estensione e troncamento

Verilog automaticamente estende e tronca i letterali la cui parte valore è sopra 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.

22.2 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.

22.3 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. Questi vanno distinti dagli operatori *bitwise* (in italiano *bit a bit*), lavorano per un bit alla volta (e per bit corrispondenti) producendo un risultato delle stesse dimensioni degli operandi.

Operatore	Tipo di operazione
&	and
~&	nand
\	or
~\	nor
^	xor
~^	xnor
~	not

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: 1. passare al layout a QWERTY internazionale 2. 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 (risolve altri problemi come il backtick ` e rende più semplici da scrivere `[]{};`). 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 .

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
<code>&</code>	and
<code>~&</code>	nand
<code>\ </code>	or
<code>~\ </code>	nor
<code>^</code>	xor
<code>~^</code>	xnor

22.4 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*).

22.5 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;
```

Raggruppare fili non ha nessun costo

Questo operatore corrisponde, circuitalmente, al semplice raggruppare dei fili assieme. 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.

Operatore di replicazione N{...}

L'operatore di ripetizione 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 = {4{x}}; // equivalente a {x, x, x, x}
```

Il suo uso più comune è l'estensione di segno di interi, mostrato più avanti.

22.6 Operazioni comuni

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 = {4{x_8[7]}, x_8};
```

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 = {2{x[7]}, x[7:2]};
```


Capitolo 23

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.

23.1 module

Il blocco `module ... endmodule` definisce un *tipo* di componente, che può poi essere istanziato in altri componenti. La dichiarazione di un `module` include il suo nome e la lista delle sue porte.

```
module nome_rete ( porta1, porta2, ... );
    ...
endmodule
```

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 );
//highlight-start
    input [3:0] porta1, porta2;
    output [3:0] porta3;
    output porta4;
//highlight-end
    ...
endmodule
```

inout

Non usiamo porte `inout` nelle reti combinatorie.

23.2 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.

23.3 Usare un module in un altro module

Una volta definito un module , possiamo istanziare componenti di questo *tipo* in un altro module.

```
nome_module nome_istanza (
    .porta1(...), .porta2(...), ...
);
```

All'interno degli statement `.porta(...)` specifichiamo quale porta, espressione o wire del module corrente va collegato alla porta del module istanziato. 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
```

23.4 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 `case` .

```

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.

23.5 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**. In una rete che implementa una data tabella di verità l'uscita è un valore specifico e costante, per un multiplexer è il valore di uno degli ingressi. 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.

23.6 Reti parametrizzate

In un module si possono definire parametri per generalizzare la rete. In particolare, questo è frequentemente utilizzato in `reti_standard.v` per fornire reti il cui dimensionamento è da specificare. Per esempio, vediamo come è definita una rete di somma a N bit.

```
module add(
    x, y, c_in,
    s, c_out, ow
);
//highlight-start
    parameter N = 2;
//highlight-end

//highlight-start
    input [N-1:0] x, y;
//highlight-end
    input c_in;

//highlight-start
    output [N-1:0] s;
//highlight-end
    output c_out, ow;

    assign #1 {c_out, s} = x + y + c_in;
//highlight-start
    assign #1 ow = (x[N-1] == y[N-1]) && (x[N-1] != s[N-1]);
//highlight-end
endmodule
```

Con `N = 2` viene impostato il valore di default del parametro. Quando istanziamo 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 è mutabile! 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 istanziare componenti in modo parametrico, per esempio N full adder da 1 bit per sintetizzare un full adder a N bit.

Capitolo 24

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`.

24.1 Istanziamento

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.

24.2 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`.

24.3 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 1) come si comportano i registri al reset, 2) come si comportano i registri al fronte positivo del `clock`.

24.4 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 a priori e in modo univoco quale sarà. In un blocco reset è *indifferente* l'uso di `= 0` 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 `preclear_` del registro.

24.5 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

\leq , e non $=$. Come spiegato nella sezione più avanti, questo è necessario perché i registri simulati siano non-trasparenti. Tipicamente usiamo registri *multifunzionali*, 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 multifunzionali 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
```

24.6 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 dopo $T_{propagation}$ dopo il fronte positivo

del clock. Questo porterebbe a violare la non-trasparenza dei registri, se non fosse per l'operatore di assegnamento \leq , detto *non-blocking assignment*. Questo operatore si comporta in questo modo: tutti gli assegnamenti \leq 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 \leq . 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 (circuitualmente) leciti solo assegnamenti con valori costanti e non si possono quindi creare anelli per cui è di interesse la non-trasparenza.

Parte VI

Appendice

Capitolo 25

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

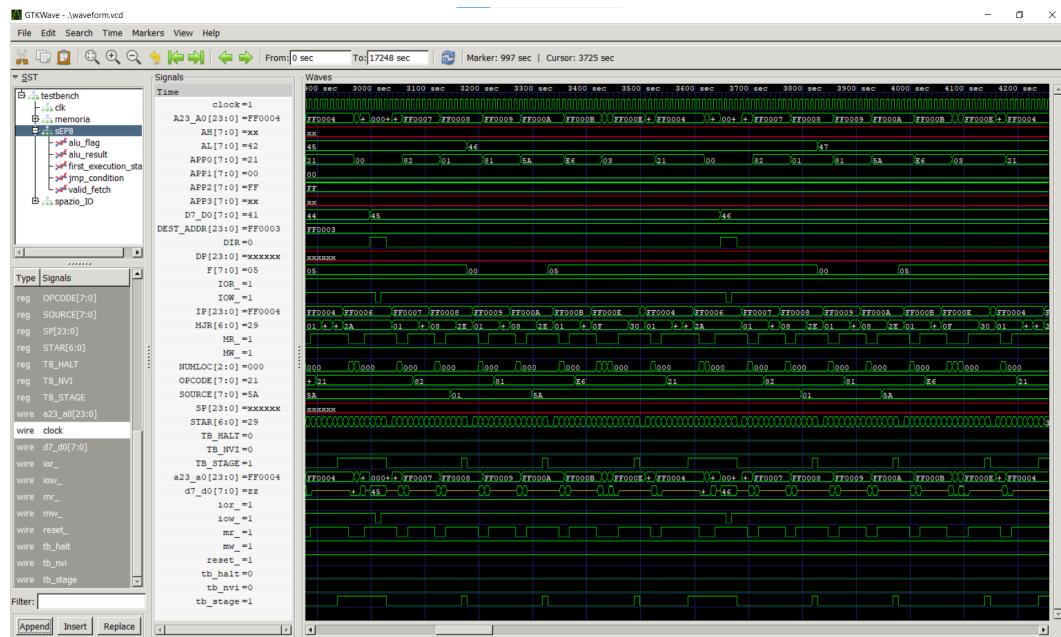
Il codice attualmente presente nel repository è frutto del lavoro di Nicola Ramacciotti nell'ambito della sua Tesi di Laurea in Ingegneria Informatica, dal titolo " *Design e implementazione di un ambiente di simulazione e testing in Verilog per il processore sEP8* ". Siamo disponibili a seguire tesi triennali sull'argomento.

25.1 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.



25.2 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 assembler basilare è fornito come script python, che traduce semplici programmi assembler per questo processore in un modulo ROM contenente la giusta sequenza di byte.

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 per permettere di salvare il gioco, o ancora hardware dedicato come *rumble pak* o fotocamera .