

Tesina di Architettura dei Sistemi di Elaborazione

Gruppo 14

Gabriele Previtera - Mat. M63/000834 Mirko Pennone - Mat. M63/000858
Simone Penna - Mat. M63/000876

February 14, 2019

Contents

1	Sintesi di macchine combinatorie	1
1.1	Traccia	1
1.2	Soluzione	1
1.2.1	Esercizio 1	1
1.2.2	Esercizio 2	1
1.2.3	Esercizio 3	4
1.2.4	Esercizio 4	5
1.2.5	Esercizio 5	6
1.2.6	Esercizio 6	7
2	Latch e Flip-Flop	10
2.1	Latch RS	10
2.1.1	Traccia	10
2.1.2	Soluzione	10
2.1.2.1	Implementazione	10
2.1.2.2	Simulazione	11
2.2	Latch T	12
2.2.1	Traccia	12
2.2.2	Soluzione	12
2.2.2.1	Implementazione	12
2.2.2.2	Simulazione	13
2.3	Latch JK	14
2.3.1	Traccia	14
2.3.2	Soluzione	14
2.3.2.1	Implementazione	14
2.3.2.2	Simulazione	14
2.4	Flip-flop D edge-triggered	15
2.4.1	Traccia	15
2.4.2	Soluzione	15
2.4.2.1	Implementazione	15
2.4.2.2	Simulazione	16
2.5	Flip-flop RS master-slave	16
2.5.1	Traccia	16
2.5.2	Soluzione	16
2.5.2.1	Implementazione	16
2.5.2.2	Simulazione	16

3	Display a 7 segmenti	19
3.1	Architettura	19
3.2	Clock divisor e contatore modulo 2^n	21
3.2.1	Contatore modulo 2^n	21
3.2.2	Clock divisor	21
3.3	Anodes manager	21
3.4	Cathodes manager	22
3.5	Display su Nexys 4	23
3.6	Double display on-board	25
4	Clock generator	28
4.1	Implementazione	28
4.2	Simulazione	28
5	Scan Chain	29
5.1	Implementazione	29
5.2	Simulazione	30
6	Finite State Machine	33
6.1	Implementazione	33
6.1.1	Implementazione con descrizione a doppio processo (Moore)	33
6.1.2	Implementazione con guardie (Mealy)	34
6.2	Sintesi e simulazione	34
6.2.1	Sintesi e simulazione con descrizione a doppio processo (Moore)	34
6.2.2	Simulazione con guardie (Mealy)	36

Chapter 1

Sintesi di macchine combinatorie

Eseguire gli esercizi riportati nella traccia Esercitazioni/Esercizi proposti/Esercitazione macchine combinatorie.pdf nell'area FTP.

1.1 Traccia

Eseguire gli esercizi riportati nel documento fornito.

1.2 Soluzione

1.2.1 Esercizio 1

Si progetti una macchina M che, data una parola X di 6 bit in ingresso ($X_5X_4X_3X_2X_1X_0$), restituisca una parola Y di 3 bit ($Y_2Y_1Y_0$) che rappresenta la codifica binaria del **numero di bit alti in X** .

Utilizzando una rappresentazione 4-2-1 per l'uscita Y , si riportano gli ON-SET ottenuti per ogni uscita:

Y_2 : ON-SET = {15, 23, 27, 29, 30, 31, 39, 43, 45, 46, 47, 51, 53, 54, 55, 57, 58, 59, 60, 61, 62, 63};

Y_1 : ON-SET = {3, 5, 6, 7, 9, 10, 11, 12, 13, 14, 17, 18, 19, 20, 21, 22, 24, 25, 26, 28, 33, 34, 35, 36, 37, 38, 40, 41, 42, 44, 48, 52, 56, 63};

Y_0 : ON-SET = {1, 2, 4, 7, 8, 11, 13, 14, 16, 19, 21, 22, 25, 26, 28, 31, 32, 35, 37, 38, 41, 42, 44, 47, 49, 50, 52, 55, 56, 59, 61, 62}.

1.2.2 Esercizio 2

Si derivi la forma minima (**SOP**) per ciascuna delle variabili in uscita dalla macchina M (considerate separatamente l'una dall'altra) utilizzando lo strumento **SIS**, e si confronti la soluzione trovata dal tool con quella ricavabile con una procedura esatta manuale (Karnaugh o Mc-Cluskey). Per una delle uscite si effettui anche il **mapping** su una delle librerie disponibili in SIS e si commentino i risultati ottenuti in diverse modalità di sintesi.


```

UC Berkeley, SIS 1.3 (compiled 20-Mar-00 at 1:56 PM)
sis> read_blif Esercitazionale_2_Y2.blif
sis> simplify
sis> write eqn
INORDER = X5 X4 X3 X2 X1 X0;
OUTORDER = Y2;
Y2 = X5*X2*X1*X0 + X4*X2*X1*X0 + X5*X2*X1*X0 + X4*X3*X1*X0 + X5*X3*X1*X0 + X5*
X4*X1*X0 + X4*X3*X2*X0 + X5*X3*X2*X0 + X5*X4*X2*X0 + X5*X4*X3*X0 + X4*X3*X2*X1
+ X5*X3*X2*X1 + X5*X4*X2*X1 + X5*X4*X3*X1 + X5*X4*X3*X2;
sis> read_blif Esercitazionale_2_Y1.blif
sis> simplify
sis> write eqn
INORDER = X5 X4 X3 X2 X1 X0;
OUTORDER = Y1;
Y1 = X5*X4*X3*X2*X1*X0 + X5*X4*X1*X2*X1*X0 + X5*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X4*X3*X2*X1*X1*
X0 + X5*X3*X2*X1*X1*X0 + X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X2*
X0 + X5*X4*X3*X1*X2*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X0 + X5*X1*X4*X1*X2*X1*X1*X0 + X5*X4*X1*X2*
X1*X0 + X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*
X2*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X0 + X5*X1*X4*X1*X3*X2*X1 + X5*X4*X1*X3*X1*X2*X1;
sis> read_blif Esercitazionale_2_Y0.blif
sis> simplify
sis> write eqn
INORDER = X5 X4 X3 X2 X1 X0;
OUTORDER = Y0;
Y0 = X5*X1*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X2*X1*X0
+ X5*X4*X3*X1*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*
X4*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X4*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X1*X3*X1*X2*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*
X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X2*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X2*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X2*
X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X4*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*
X3*X1*X2*X1*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X2*X1*X0 + X5*X4*X3*X1*
X1*X0 + X5*X1*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X2*X1*X1*X0 +
X5*X4*X3*X2*X1*X1*X0 + X5*X1*X4*X1*X3*X2*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*X1*X2*X1*X0 + X5*X1*X4*X3*
X2*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X0 + X5*X1*X4*X1*X3*X2*X1*X0 + X5*X4*X1*X3*X2*X1*X0 + X5*
X4*X3*X2*X1*X0 + X5*X4*X3*X2*X1*X0;
sis>

```

	x_5	x_4	x_3	x_2	x_1	x_0	
1:	0	0	0	0	0	1	✓
2:	0	0	0	0	1	0	✓
4:	0	0	0	1	0	0	✓
8:	0	0	1	0	0	0	✓
16:	0	1	0	0	0	0	✓
32:	1	0	0	0	0	0	✓
7:	0	0	0	1	1	1	✓
11:	0	0	1	0	1	1	✓
13:	0	0	1	1	0	1	✓
14:	0	0	1	1	1	0	✓
19:	0	1	0	0	1	1	✓
21:	0	1	0	1	0	1	✓
22:	0	1	0	1	1	0	✓
25:	0	1	1	0	0	1	✓
26:	0	1	1	0	1	0	✓
28:	0	1	1	1	0	0	✓
35:	1	0	0	0	1	1	✓
37:	1	0	0	1	0	1	✓
38:	1	0	0	1	1	0	✓
41:	1	0	1	0	0	1	✓
42:	1	0	1	0	1	0	✓
44:	1	0	1	1	0	0	✓
49:	1	1	0	0	0	1	✓
50:	1	1	0	0	1	0	✓
52:	1	1	0	1	0	0	✓
56:	1	1	1	0	0	0	✓
31:	0	1	1	1	1	1	✓
37:	1	0	1	1	1	1	✓
55:	1	1	0	1	1	1	✓
59:	1	1	1	0	1	1	✓
61:	1	1	1	1	0	1	✓
62:	1	1	1	1	1	0	✓

Per il mapping tecnologico, si è utilizzata la libreria *mcnc.genlib*, contenente le caratteristiche di ogni porta in termini di equazioni, area e ritardi. Come riportato in fig.1.4, sono stati effettuati diversi esperimenti variando la funzione di costo rispetto alla quale viene ottimizzata in base alla tecnologia scelta per il mapping. Ciò è stato fatto utilizzando l'opzione **-m** del comando **map**: in particolare, con **-m 1** si è preferito ottimizzare il ritardo, con **-m 0** l'area, mentre con **-m 0.5** si è effettuata un mapping più bilanciato.

```

sis> read blif Esercitazione1_2.blif
sis> read_library ~/sis-1.3/sis/sis_lib/mcnc.genlib
sis> map -W -m 1 -s
>>> before removing serial inverters <<<
# of outputs: 3
total gate area: 244.00
maximum arrival time: (16.41,16.41)
maximum po slack: (-13.21,-13.21)
minimum po slack: (-16.41,-16.41)
total neg slack: (-43.76,-43.76)
# of failing outputs: 3
>>> before removing parallel inverters <<<
# of outputs: 3
total gate area: 196.00
maximum arrival time: (15.51,15.51)
maximum po slack: (-12.31,-12.31)
minimum po slack: (-15.51,-15.51)
total neg slack: (-41.13,-41.13)
# of failing outputs: 3
# of outputs: 3
total gate area: 196.00
maximum arrival time: (15.51,15.51)
maximum po slack: (-12.31,-12.31)
minimum po slack: (-15.51,-15.51)
total neg slack: (-41.13,-41.13)
# of failing outputs: 3
sis> print_map_stats
Total Area = 196.00
Gate Count = 72
Buffer Count = 0
Inverter Count = 6
Most Negative Slack = -15.51
Sum of Negative Slacks = -41.13
Number of Critical PO = 3

sis> map -W -m 0 -s
>>> before removing serial inverters <<<
# of outputs: 3
total gate area: 161.00
maximum arrival time: (21.50,21.50)
maximum po slack: (-14.30,-14.30)
minimum po slack: (-21.50,-21.50)
total neg slack: (-53.20,-53.20)
# of failing outputs: 3
>>> before removing parallel inverters <<<
# of outputs: 3
total gate area: 161.00
maximum arrival time: (21.50,21.50)
maximum po slack: (-14.30,-14.30)
minimum po slack: (-21.50,-21.50)
total neg slack: (-53.20,-53.20)
# of failing outputs: 3
# of outputs: 3
total gate area: 159.00
maximum arrival time: (21.30,21.30)
maximum po slack: (-14.30,-14.30)
minimum po slack: (-21.30,-21.30)
total neg slack: (-53.00,-53.00)
# of failing outputs: 3
sis> print_map_stats
Total Area = 159.00
Gate Count = 52
Buffer Count = 0
Inverter Count = 9
Most Negative Slack = -21.30
Sum of Negative Slacks = -53.00
Number of Critical PO = 3

sis> map -W -m 0.5 -s
>>> before removing serial inverters <<<
# of outputs: 3
total gate area: 223.00
maximum arrival time: (19.10,19.10)
maximum po slack: (-15.50,-15.50)
minimum po slack: (-19.10,-19.10)
total neg slack: (-50.10,-50.10)
# of failing outputs: 3
>>> before removing parallel inverters <<<
# of outputs: 3
total gate area: 169.00
maximum arrival time: (17.90,17.90)
maximum po slack: (-14.30,-14.30)
minimum po slack: (-17.90,-17.90)
total neg slack: (-46.50,-46.50)
# of failing outputs: 3
# of outputs: 3
total gate area: 169.00
maximum arrival time: (17.90,17.90)
maximum po slack: (-14.30,-14.30)
minimum po slack: (-17.90,-17.90)
total neg slack: (-46.50,-46.50)
# of failing outputs: 3
sis> print_map_stats
Total Area = 169.00
Gate Count = 58
Buffer Count = 0
Inverter Count = 10
Most Negative Slack = -17.90
Sum of Negative Slacks = -46.50
Number of Critical PO = 3

```

Figure 1.4: Mapping tecnologico effettuato tramite libreria *mcnc.genlib* fornendo come parametri di bilanciamento, rispettivamente, 1, 0 e 0.5.

I risultati ottenuti sono perfettamente coerenti con quanto stabilito: nel primo caso, ottimizzando il ritardo, lo slack negativo totale è di -41.13, ma l'area totale risulta essere 196. Nel secondo caso invece, ottimizzando l'area, questa risulta essere scesa a 159, ma lo slack negativo totale raggiunge -53.00. Nel terzo caso infine, dove si è scelta una mediazione tra tempo e area, si è ottenuta una rete la cui area e slack negativo totale si assestano ad un valore "intermedio" rispetto ai due casi precedenti: in particolare, la rete avrà un'area di 169 e uno slack negativo totale pari a -46.50.

1.2.3 Esercizio 3

Si calcoli la forma minima della macchina M come rete multi-uscita utilizzando lo strumento SIS e si disegni il grafo corrispondente.

Per effettuare quest'operazione è stato possibile scegliere tra i diversi algoritmi visti a lezione in grado di minimizzare una funzione a due livelli multiuscita fornendoci una funzione a due livelli o multilivello. Si è deciso di utilizzare lo script *rugged.script*, in grado di operare sia su funzioni multilivello che a due livelli applicando una serie di trasformazioni prestabilite e fornendo, in uscita, una funzione multilivello che ben si presta alla rappresentazione grafica mediante grafo. In

fig.1.5 è possibile osservare il risultato.

```

sis> write_eqn
INORDER = X5 X4 X3 X2 X1 X0;
OUTORDER = Y2 Y1 Y0;
Y2 = X5*!Y0*[10] + X4*[8]*[9] + X4*[6]*[7] + [7]*[9];
Y1 = X4*!X3*!X2*[10] + X4*!X3*[9]*[10] + !Y2*!Y0*[8] + !Y2*[3]*[6] + !Y2*
[10] + !Y2*[9];
Y0 = !X5*[6]*[9] + [5]*[9] + [5]*[6];
[3] = X5*X4 + !X5*X4;
[4] = !X3*[3] + X3*[3];
[5] = !X2*[4] + X2*[4];
[6] = X0 + X1;
[7] = X5*!Y0 + [10];
[8] = X2 + X3;
[9] = X1*X0;
[10] = X3*X2;
esercizio1_2      pi= 6      po= 3      nodes= 11      latches= 0
lits(sop)= 59
sis>
    
```

Figure 1.5: Risultato della minimizzazione con *rugged.script*.

Si noti come minimizzando tutte le uscite contemporaneamente, e dunque grazie al riutilizzo di alcuni dei nodi della rete per la realizzazione di più uscite, il numero totale di letterali sia sceso a 59, mentre nel caso della minimizzazione delle uscite separate si erano ottenuti 60, 96 e 192 letterali rispettivamente per Y_2 , Y_1 e Y_0 .

Il grafo ottenuto da questo risultato è consultabile in fig.1.6.

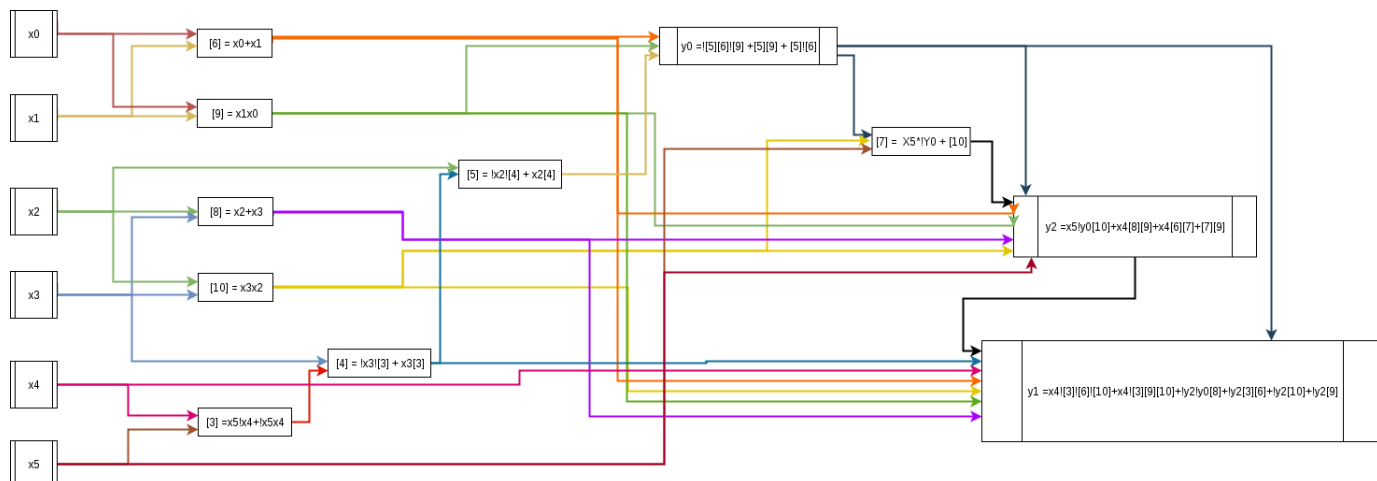


Figure 1.6: Grafo della funzione minimizzata tramite *rugged.script*.

1.2.4 Esercizio 4

Si implementi la macchina M, nella forma ottenuta al punto 3, in VHDL seguendo una modalità di descrizione di tipo “data-flow”.

Di seguito è riportata l’implementazione in VHDL della macchina M. Si noti come, descrivendo la macchina in modalità data-flow, sono stati riportati i nodi forniti da *rugged.script* come segnali

d'appoggio da utilizzare per la realizzazione di Y_2 , Y_1 e Y_0 . Sono stati inoltre utilizzati dei segnali temporanei d'uscita $y2_temp$, $y1_temp$ e $y0_temp$ per permettere la definizione di Y_2 in funzione di Y_0 e di Y_1 in funzione di Y_2 . Il codice è disponibile qui: `M_dataflow.vhd`.

Si è poi proceduto alla realizzazione di un *testbench* per simulare la macchina tramite il tool *GHDL*. In tale testbench, i sei ingressi vengono portati da 0 ad 1 a distanza di 10 ns da una transizione all'altra. Il risultato è visibile in fig.1.7.

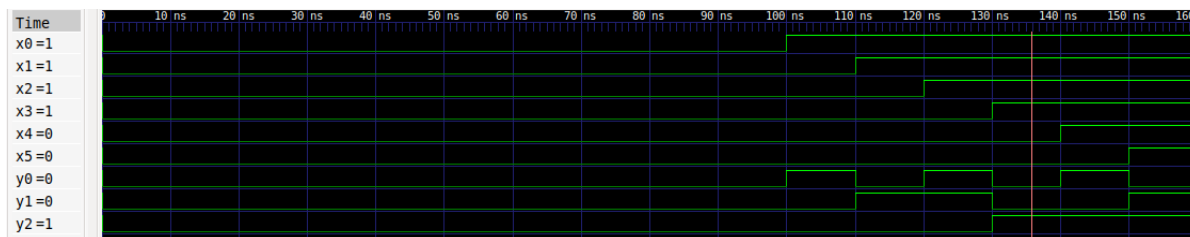


Figure 1.7: Simulazione della macchina M in *gtkwave*.

1.2.5 Esercizio 5

Si progetti la macchina M per composizione di macchine a partire da blocchi full-adder, e si implementi la soluzione trovata in VHDL.

Ricordando che un full-adder è in grado di sommare 3 bit riportando in uscita il bit meno significativo s_i e quello più significativo r_i , possiamo procedere come segue: scomponendo la somma di 6 bit in due somme di 3 bit, effettuabili tramite 2 full-adder, otterremo due somme parziali s_0 e s_1 che andranno a loro volta sommate tra loro per ottenere il bit meno significativo dell'uscita y_0 . Per quanto riguarda i riporti r_0 e r_1 , aventi entrambi peso 1, questi andranno sommati tra loro tenendo anche conto del riporto ottenuto calcolando y_0 (ossia r_2 , di peso 1). Il risultato di questa ultima operazione di somma sarà la cifra di peso 1 (y_1) della nostra soluzione, mentre il riporto sarà la cifra di peso 2 (y_2). Usando dunque 4 full-adder, lo schema ottenuto è consultabile in fig.1.8.

Per quanto concerne l'implementazione in VHDL, si è dapprima proceduto all'implementazione di un full-adder seguendo una modalità di descrizione di tipo “behavioural”.

```

1  entity full_adder is
2  Port (  X : in  STD_LOGIC;
3         Y : in  STD_LOGIC;
4         CIN : in  STD_LOGIC;
5         S : out  STD_LOGIC;
6         C : out  STD_LOGIC
7  );
8  end full_adder;
9
10 architecture dataflow of full_adder is
11 begin
12     S <= (X xor Y xor CIN);
13     C <= ((X and Y) or ((X xor Y) and CIN));

```

14 | `end dataflow;`

Codice Componente 1.1: Implementazione in VHDL di un full-adder.

Dopodiché, utilizzando questi componenti, si è proceduto a costruire la macchina M seguendo una modalità di descrizione di tipo “structural”. Il codice è visualizzabile qui: M.vhd.

Il risultato della simulazione è analogo a quello dell’esercizio 4.

1.2.6 Esercizio 6

Si progetti una macchina S che, date 6 stringhe di 3 bit ciascuna in ingresso (A, B, C, D, E, F), rappresentanti la codifica binaria di numeri interi positivi, ne calcoli la somma W espressa su 6 bit. La macchina S deve essere progettata per composizione di macchine utilizzando la macchina M progettata al punto 5) e componenti full-adder, opportunamente collegati.

Come descritto nell’esercizio 5, la macchina M è in grado di determinare, dati 6 bit in ingresso, il numero di bit alti. Dal momento che si può considerare tale macchina come sommatore in grado di sommare 6 bit, si è deciso di utilizzarla per sommare tra loro le cifre dello stesso peso delle 6 stringhe fornite in ingresso alla macchina S. Essendo tali stringhe composte da 3 bit ciascuna (di peso 2, 1 e 0), si è scelto di usare 3 macchine M per sommare le cifre di stesso peso tra loro. Una volta ottenute tali somme (ciascuna, rispettivamente, espressa su 3 bit in codifica binaria), si è proceduto con tali osservazioni: il bit di peso 0 della somma dei 6 bit di peso 0 non è altro che la cifra di peso 0 del risultato della macchina S, ossia della somma delle 6 stringhe. Il bit di peso 1 della stessa somma, invece, rappresenta invece un bit di peso 1 della somma totale delle stringhe, e lo stesso ragionamento è valido per il bit di peso 2. Passando alla somma dei 6 bit di peso 1 delle stringhe di partenza, si noti come la cifra di peso 0 di tale somma non è altro che un bit di peso 1 della somma totale delle stringhe, mentre la cifra di peso 1 è un bit di peso 2 per la somma totale, e così via.

Seguendo questo ragionamento, è stato possibile combinare le cifre delle somme di peso analogo utilizzando dei full-adder, ottenendo lo schema consultabile in fig.1.9.

Dopodiché si è proceduto alla sua realizzazione in VHDL utilizzando una modalità di descrizione “structural”. Il codice è visualizzabile qui: S.vhd.

Il risultato della simulazione è riportato in fig.1.10.

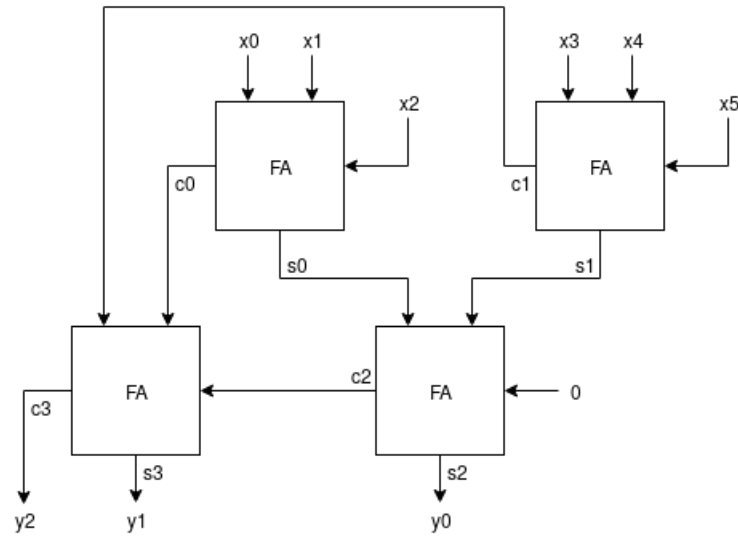


Figure 1.8: Schema della macchina M a partire da blocchi full-adder.

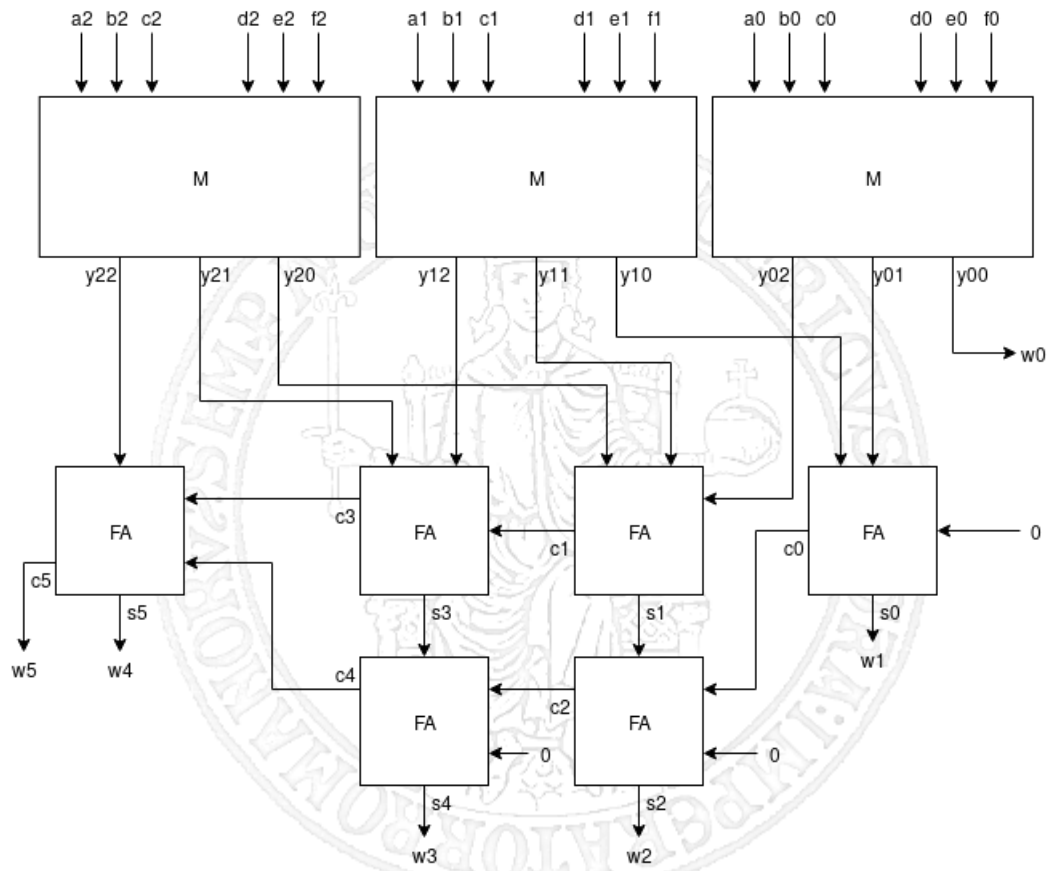


Figure 1.9: Schema della macchina S.

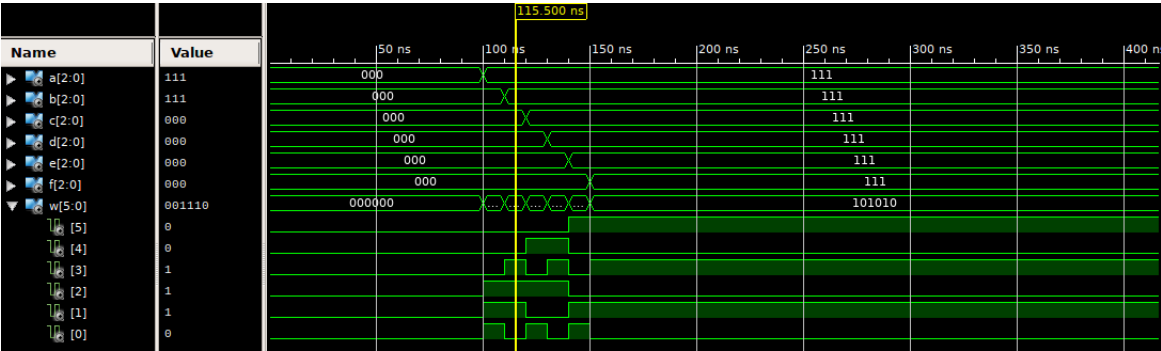
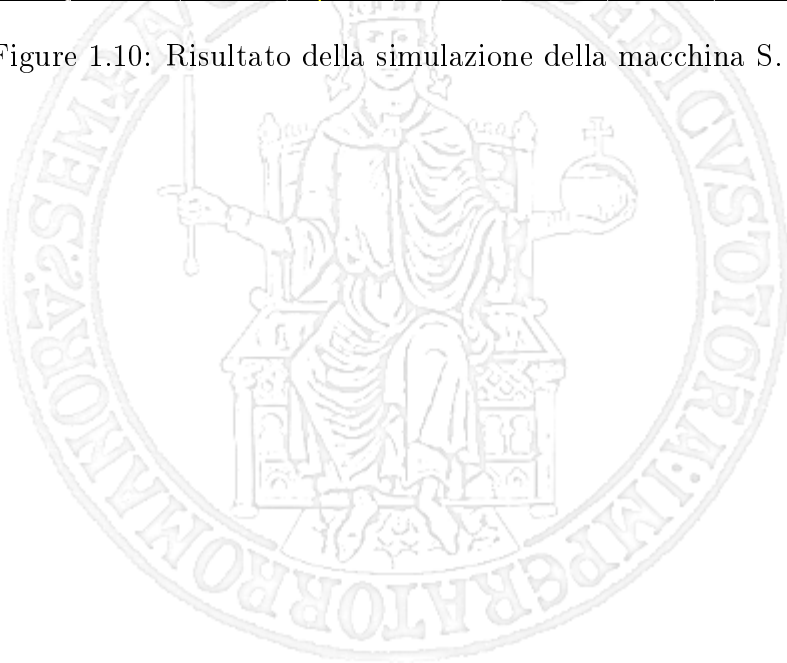


Figure 1.10: Risultato della simulazione della macchina S.



Chapter 2

Latch e Flip-Flop

Sviluppare i circuiti illustrati nel documento sui flip-flop. Eseguire per ciascun esercizio una simulazione comportamentale e post-sintesi, illustrando i passaggi salienti.

2.1 Latch RS

2.1.1 Traccia

Implementare e simulare un latch RS 1-attivo abilitato.

2.1.2 Soluzione

2.1.2.1 Implementazione

Il latch RS abilitato è stato realizzato collegando opportunamente le porte NOR e AND, queste ultime necessarie per l'abilitazione. Lo schema di collegamento è riportato in fig.2.1.

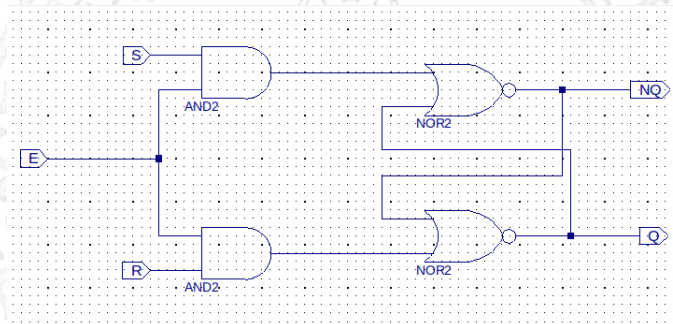


Figure 2.1: Schematico del latch RS abilitato.

Tale soluzione porterà il nostro componente latch RS a funzionare secondo una logica 1-attiva: in particolare, quando $S=1$ e $R=0$ il valore di Q si porta a 1 (Set), mentre per portare Q a 0 (Reset) bisognerà portare R a 1 e S a 0. Si noti come, in tale componente, la combinazione $S=1$ e $R=1$ non è ammessa, in quanto porterebbe a cambiamenti di stato non definiti.

2.1.2.2 Simulazione

Per la simulazione behavioural di tale componente, dapprima si è testato il comportamento a fronte delle due tipologie di ingresso ammesse. In particolare si è posto prima $S=1$ e $R=0$ e, come atteso, il valore di Q risulta 1. Dopodiché, ponendo $R=1$ e $S=0$, il valore di Q risulta 0. Anche il caso neutro, rispetto alle variazioni di Q , $S=0$ e $R=0$, come previsto, fa in modo che Q non cambi il suo valore. Per quanto concerne la combinazione non ammessa $S=1$ e $R=1$, si noti come tale coppia di ingressi porti il latch ad assumere un comportamento non deterministico, in quanto sia la rete di set che quella di reset lavorano per cambiare i valori delle uscite. In simulazione osseviamo come, da 80 ns, sia Q che NQ siano entrambi a 0, ovviamente ciò indica che il nostro componente non sta lavorando correttamente in quanto per come è definito NQ deve valere che “ $Q \text{ XOR } NQ = 1$ ”. Un caso di particolare interesse da osservare è la transizione da $R=1$, $S=1$ a $R=0$, $S=0$, in cui dallo stato non ammesso si passa allo stato neutro. Tale transizione porta nelle ipotesi di idealità del circuito a dei fenomeni oscillatori per le uscite, dovute alla simmetria del circuito¹ e alla retroazione positiva. Infatti nella simulazione behavioral si verifica che ci sono le oscillazioni ma non sono visibili, in quanto tale simulazione assume ritardi di propagazione nulli, e ciò comporta ad avere oscillazioni con un periodo infinitesimamente piccolo. Infatti il simulatore raggiunge il limite massimo di delta cycle a causa di queste oscillazione che si accumulano nello stesso istante di commutazione e la simulazione termina con un errore. Tale simulazione è visibile in fig.2.1.

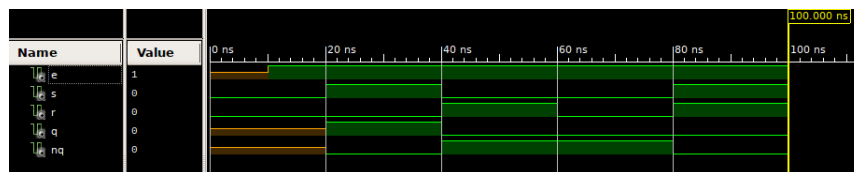


Figure 2.2: Simulazione behavioural del latch RS.

Tali oscillazioni sono visibili chiaramente nella simulazione post-map riportata in fig.2.1, dove ad ogni porta logico è associato il relativo ritardo di porta, secondo la libreria di ISE, ma non sono considerati i ritardi di propagazione sulle linee di collegamento.

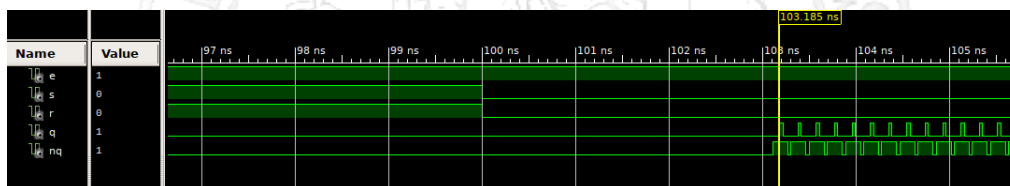


Figure 2.3: Simulazione post-map del latch RS.

Per quanto riguarda la simulazione post-route, le connessioni tra i componenti non sono più considerate ideali, cioè prive di ritardi, ma i ritardi sono modellati secondo le librerie di ISE e secondo la scelte effettuare durante il processo di sintesi da ISE. In questo caso, il simulatore, tenendo conto che i ritardi di propagazione sono diversi per le due retroazioni, dovuto alla reale asimmetria del circuito non dovrebbe generare più oscillazioni persistenti quando si passa dal caso

¹ritardi delle porte e delle linee identici per le due porte NOR e le due retroazioni

non ammesso a quello neutro. Nel caso in cui la simulazione venga effettuata su board Nexys 4 DDR (fig.2.1), le oscillazioni restano poiché i ritardi di propagazione sono praticamente identici, e si riesce ad osservare anche dalla simulazione, i periodi di oscillazione di Q e NQ sono praticamente uguali. Non c'è una linea nettamente più veloce dell'altra e tale da forzare il nostro latch ad assumere un valore stabile dopo un certo intervallo di tempo. Infatti utilizzando lo strumento fpga editor di ISE in figura , da aggiungere la foto di gab, si dovrebbe notare che i due percorsi delle retroazioni sono simmetrici o che differiscano di poco. Ciò porterebbe all'identificazione di una probabile PUF (Physical Unclonable Function), che si può generare utilizzando una cascata di latch RS, ma quando tale componente viene sintetizzato e provato sulla Board, si ha che l'uscita va a 0 molto velocemente per tutti i latch della batteria, si ha che il comportamento viene viziato a 0.

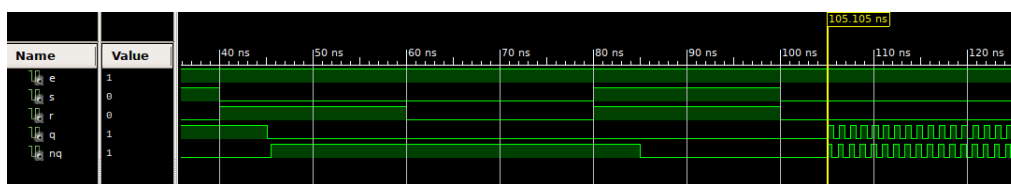


Figure 2.4: Simulazione post-route del latch RS su board Nexys 4 DDR.

Nel caso di simulazione su board Basys 2 (fig.2.1), invece, i ritardi di propagazione sono diversi e le oscillazioni non sono più presenti, tale risultato ci mostra quello che accade nel caso reale.

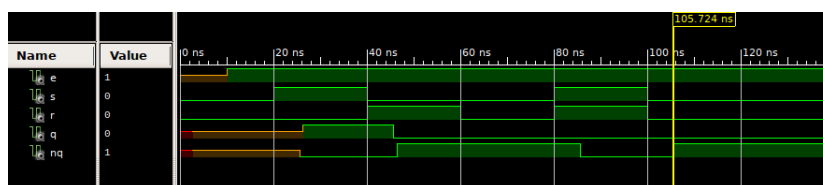


Figure 2.5: Simulazione post-route del latch RS su board Basys 2.

2.2 Latch T

2.2.1 Traccia

Implementare e simulare un latch T abilitato.

2.2.2 Soluzione

2.2.2.1 Implementazione

Si è implementato il latch T abilitato tramite descrizione behavioural. Come da comportamento previsto, il valore di Q verrà invertito solo in caso di abilitazione (en=1) e di valore in ingresso T=1, condizione espressa tramite struttura if then.

```
1 architecture behavioural of latch_T is
2   signal Qtemp : std_logic := '0';
```

```

3 begin
4   process(en,T) is
5     begin
6       if (T='1' and en='1') then
7         Qtemp <= not(Qtemp);
8       end if;
9     end process;
10    Q <= Qtemp;
11    QN <= not Qtemp;
12 end behavioural;

```

Codice Componente 2.1: Implementazione behavioural di un latch T abilitato.

2.2.2.2 Simulazione

Dalla simulazione behavioural (fig.2.6), si può osservare come il valore Q (e dunque notQ) cambi solamente in corrispondenza di T=1 ed en=1, invertendo il valore precedente.

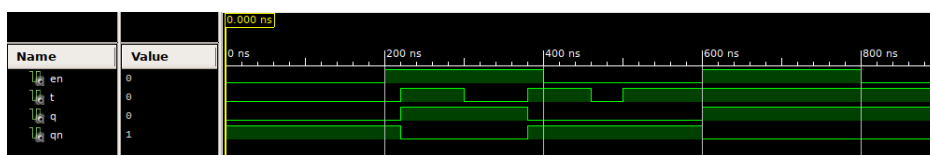


Figure 2.6: Simulazione behavioural del latch T abilitato.

E' interessante notare cosa succede nel caso di simulazione post-map (fig.2.15): dopo aver effettuato il mapping tecnologico, in corrispondenza di T=1 ed en=1 si verificano eventi oscillatori sull'uscita. Una volta che tale coppia di ingressi viene cambiata, infine, il segnale mantenuto resta indeterminato a seguito degli eventi oscillatori.

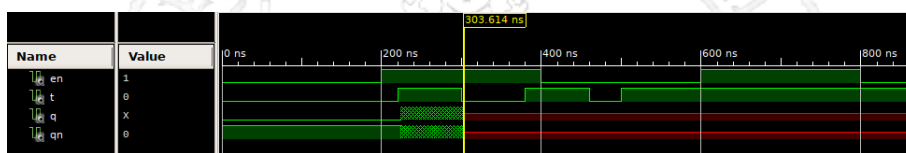


Figure 2.7: Simulazione post-map del latch T abilitato.

Tale fenomeno non si verifica nella simulazione post-route (fig.2.8), dove l'introduzione dei ritardi di propagazione fa sì che l'uscita Q torni al valore corretto dopo le oscillazioni.

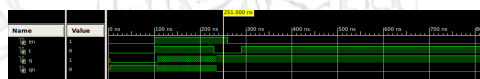


Figure 2.8: Simulazione post-route del latch T abilitato.

2.3 Latch JK

2.3.1 Traccia

Implementare e simulare un latch JK.

2.3.2 Soluzione

2.3.2.1 Implementazione

Il latch JK è stato realizzato mediante descrizione behavioural. Le condizioni if-else utilizzate controllano i valori di J e K in ingresso: per J alto e K basso, Q viene portato a 1; nel caso contrario, Q è portato a 0. Se entrambi sono alti, invece, il comportamento del latch JK è assimilabile a quello del latch T, e dunque il valore di Q viene invertito.

```

1 architecture behavioral of latch_jk is
2   signal Qtemp: std_logic := '0';
3   begin
4     p: process(J,K) is
5       begin
6         if (J='1' and K='0') then
7           Qtemp<='1';
8         else
9           if (J='0' and K='1') then
10            Qtemp<='0';
11          else
12            if (J='1' and K='1') then
13              Qtemp<= not Qtemp;
14            end if;
15          end if;
16        end if;
17      end process;
18      Q <= Qtemp;
19      Qnot <= not Qtemp;
20 end behavioral;

```

Codice Componente 2.2: Implementazione behavioural di un latch T abilitato.

2.3.2.2 Simulazione

Durante la simulazione behavioural (fig. 2.9), il valore di Q segue perfettamente il comportamento descritto precedentemente. In particolare si noti come, in corrispondenza di J=1 e K=1, il valore di Q venga invertito come nel latch T.

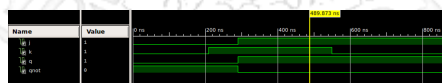


Figure 2.9: Simulazione behavioural del latch JK.

Si noti invece il comportamento del latch in simulazione post-map (fig.2.10): in corrispondenza di $J=1$ e $K=1$ si ripresentano gli stessi eventi oscillatori tipici del latch T, proprio perché il comportamento del latch JK è assimilabile a quello del latch T per questi due ingressi. Una volta posto $J=0$, invece, il comportamento ritorna ad essere quello descritto precedentemente e Q viene abbassato.

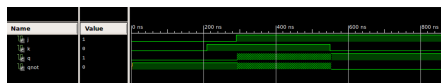


Figure 2.10: Simulazione post-map del latch JK.

2.4 Flip-flop D edge-triggered

2.4.1 Traccia

Implementare e simulare un flip-flop D edge-triggered abilitato che commuta sul fronte di salita con reset asincrono.

2.4.2 Soluzione

2.4.2.1 Implementazione

Il flip-flop D edge-triggered è stato realizzato tramite implementazione behavioural. Si noti come il process, sensibile solo al cambiamento di CLK e reset, porta il valore di D in Q solamente sul fronte di salita di CLK, descrivendo proprio il comportamento atteso del flip-flop. Nel caso in cui invece il reset venga portato al valore reset_level, il valore di Q viene resettato a prescindere dal comportamento del clock (reset asincrono).

```

1 architecture behavioural of flipflop_d_risingEdge_asyncReset is
2   signal q_temp : STD_LOGIC :=init_value;
3 begin
4   q <= q_temp;
5   ff : process(clk, reset)
6   begin
7     if ( reset = reset_level ) then
8       q_temp <= init_value;
9     elsif ( rising_edge(clk) and (enable = enable_level) ) then
10      q_temp <= d;
11    end if;
12  end process ff;
13 end behavioural;
```

Codice Componente 2.3: Implementazione behavioural di un flip-flop D edge-triggered.

2.4.2.2 Simulazione

I risultati della simulazione behavioural sono consultabili in figura 2.11. Si noti come i risultati ottenuti sono perfettamente coerenti con il comportamento previsto: in particolare, al fronte di salita del clock, il valore di Q si porta al valore di D solamente se enable è alto.

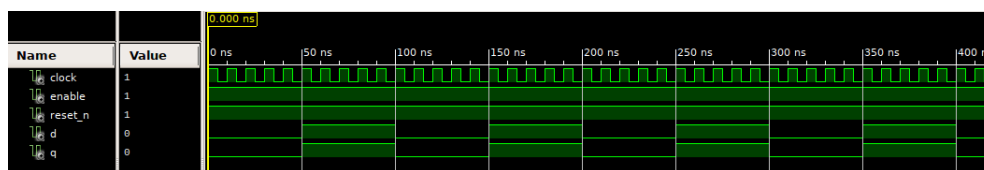


Figure 2.11: Simulazione behavioural del flip-flop RS master-slave.

Si noti inoltre come, nella simulazione post-map (fig. 2.12), a causa del ritardo di propagazione, Q si porta al valore di D solamente qualche istante dopo l'effettivo fronte di salita del clock.

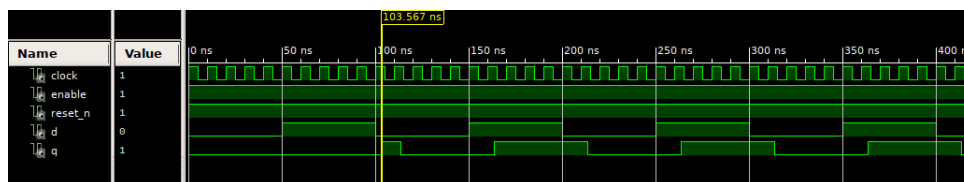


Figure 2.12: Simulazione post-map del flip-flop RS master-slave.

2.5 Flip-flop RS master-slave

2.5.1 Traccia

Implementare e simulare un flip-flop RS master-slave che commuta sul fronte di discesa.

2.5.2 Soluzione

2.5.2.1 Implementazione

Il flip-flop RS master-slave è stato realizzato tramite l'utilizzo di due latch RS collegati in cascata, come riportato in (fig.2.13). In particolare, il primo viene abilitato quando $CLK = 1$, mentre il secondo quando $CLK = 0$. Le uscite dunque saranno calcolate sul fronte di salita di clock, ma i risultati saranno visibili sul fronte di discesa.

2.5.2.2 Simulazione

Per la simulazione behavioural di tale componente (fig.2.14), si è proceduto analogamente al caso latch RS. In particolare, si è prima posto $R=0$ e $S=1$, in modo tale che, al fronte di discesa del CLK, Q si porta a 1. Anche il caso opposto, con $R=1$ e $S=0$, porta come previsto Q a 0, mentre per $R=0$ e $S=0$ la Q mantiene il proprio valore ad ogni fronte di discesa. Per quanto concerne il caso particolare $R=1$ e $S=1$, si noti come al fronte di discesa del clock si verifichino eventi oscillatori su

Q dovuti all'utilizzo dei latch RS, che il simulatore behavioural non è in grado di mostrare a causa dell'elevatissimo numero di delta cycle.

Tali oscillazioni sono osservabili invece in simulazione post-map (fig.2.15).



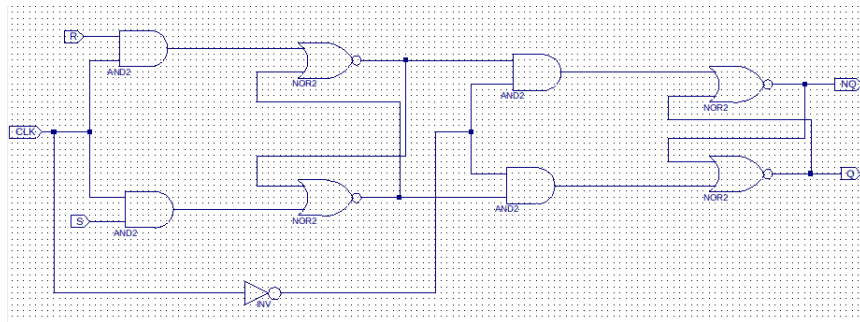


Figure 2.13: Schematico del flip-flop RS master-slave.

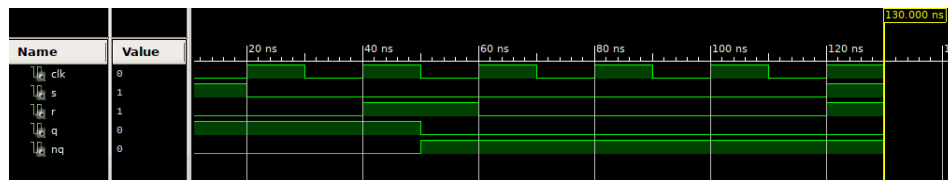


Figure 2.14: Simulazione behavioural del flip-flop RS master-slave.

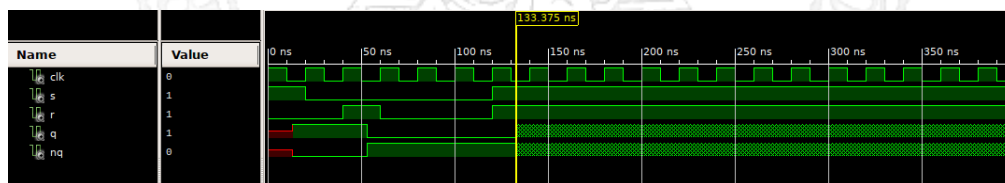


Figure 2.15: Simulazione post-map del flip-flop RS master-slave.

Chapter 3

Display a 7 segmenti

Illustrare la realizzazione di un'architettura che consenta di mostrare su un array di 4 display a 7 segmenti un valore intero. Tale può essere una parola da 16 bit, composta cioè di 4 cifre esadecimali, ciascuna espressa su di un nibble (4 bit). Sviluppare la traccia discutendo l'approccio di design adottato.

3.1 Architettura

Sulla board che abbiamo in dotazione per risparmiare sul numero di segnali necessari per pilotare 8 digit, la Digiland ha provveduto a collegare i catodi in comune a tutte le digit tra di loro e collegare gli anodi di ogni led della digit tutti ad un anodo comune per ognidigit, come riportato in fig 3.1.

Pertanto per abilitare una digit si bisognerà innanzitutto alimentare opportunamente l'anodo e poi pilotando i catodi opportunamente verrà mostrato sul display il valore. Tale soluzione così fatta presenta però un problema di fondo, alimentando tutte le digit si mostrerà su di esse la stessa cifra. Pertanto si deve provvedere a realizzare una soluzione più ingegnosa, in particolare, sfruttando la persistenza dell'immagini sulla retina e la velocità a cui può funzionare la board si riesce a mostrare valori diversi su ogni digit. In particolare ci saranno due componenti che molto velocemente attivano una sola digit alla volta e pilotano i catodi per mostrare il valore che si vuole mostrare su quella digit.

La seguente descrizione si riferisce all'architettura in grado di pilotare soltanto 4 digit, le modifiche necessarie per poterne pilotare 8 sono descritte nell'apposito paragrafo.

L'architettura del componente è mostrata in fig.3.2. I segnali in ingresso saranno:

- *clk* - segnale di clock per la tempificazione;
- *reset* - segnale di reset, per resettare il valore del display quando è alto (tramite eventuale pressione di un pulsante);
- *values* - segnale di 16 bit per determinare il valore da visualizzare sul display;
- *dots* - segnale di 4 bit per l'abilitazione dei punti decimali sul display;
- *enable_digit* - segnale di 4 bit per l'abilitazione degli 4 anodi corrispondenti alle 4 cifre sul display (logica 1-attivo);

I segnali in uscita saranno invece:

- *anodes* - bus per l'abilitazione delle 4 cifre della batteria di display (0-attivo);
- *cathodes* - bus per pilotare i dei segmenti di ogni cifra (0-attivo);

Il componente è stato realizzato tramite la composizione dei seguenti componenti:

- *clock_divisor* - divisore di frequenza per il clock, necessario perchè se utilizziamo una frequenza elevata vedremmo lo stesso valore per ogni digit;
- *counter_mod2n* - contatore modulo 2^n , con $n=2$, per la selezione della cifra da attivare in base al valore di conteggio;
- *anodes_manager* - componente per la selezione degli anodi delle cifre da attivare, formato da un decoder 1-4;
- *cathod_manager* - componente per la selezione dei segmenti da attivare per ogni cifra, formato da un multiplexer 4-1 e un nibble selector/cathod coder.

L'implementazione completa è consultabile qui: `display_7_segmenti.vhd`.

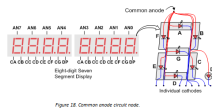


Figure 3.1: Schematico del latch RS abilitato.

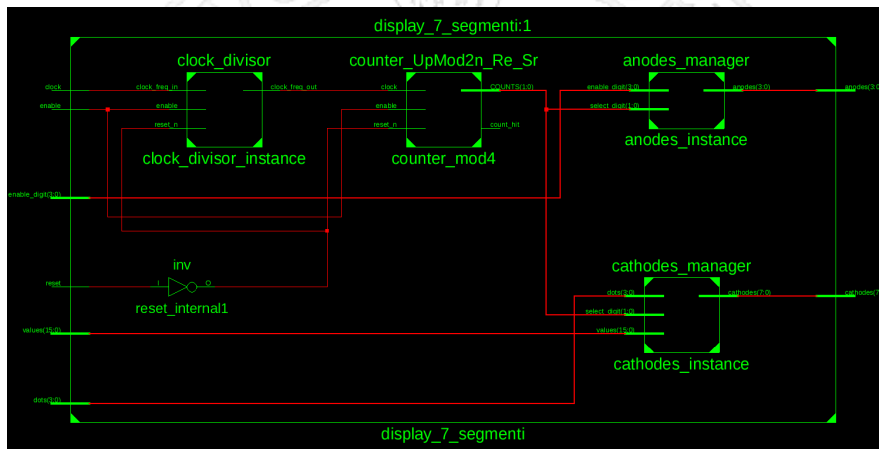


Figure 3.2: Schematico del latch RS abilitato.

3.2 Clock divisor e contatore modulo 2^n

3.2.1 Contatore modulo 2^n

Il contatore è un componente che conta il numero di impulsi applicati in ingresso (sul fronte di salita del clock). Oltre al *clock*, in ingresso c'è un segnale di abilitazione (1-attivo) e un segnale di *reset_n* per resettare il conteggio. In uscita, il segnale *counter* riporta il valore di conteggio corrente, mentre *counter_hit* diventa 1 solamente se il valore del conteggio è costituito da tutti 1 (valore massimo). L'implementazione, effettuata tramite descrizione behavioural, è consultabile qui: `counter_mod2n.vhd`.

3.2.2 Clock divisor

Prima di utilizzarlo, il segnale di clock in ingresso al componente viene filtrato tramite un clock divisor, che si occupa di filtrare i fronti del clock ad una frequenza *clock_frequency_in* per averli ad una frequenza più bassa *clock_frequency_out*. Il funzionamento di tale componente è del tutto analogo a quello di un contatore modulo 2^n , dove *clock_frequency_out* non è altro che il *counter_hit*, ossia un valore che diventa alto solamente quando il contatore ha raggiunto il suo valore massimo (calcolabile come $\text{clock_frequency_in} / \text{clock_frequency_out} - 1$). Ovviamente sappiamo che il clock generato con questo metodo non è esente da problemi di sincronizzazione e di scue, ma per i nostri scopi e per il fatto che avevamo bisogno di frequenze minori di 5 Mhz, tale scelta risulta più adatta.

L'implementazione, effettuata tramite descrizione behavioural, è consultabile qui: `clock_divisor.vhd`.

3.3 Anodes manager

L'obiettivo di tale componente è la gestione degli anodi relativi alle cifre del display. Dal momento che i singoli anodi relativi a ciascuna delle 4 cifre del display sono 0-attivi (la Nexys4 DDR utilizza i transistor per pilotare abbastanza corrente nel punto di anodo comune, le abilitazioni dell'anodo sono invertite), l'anodes manager dovrà attivare uno solo dei 4 diversi anodi mantenendo basso uno solo dei 4 bit relativi agli anodi, utilizzando in ingresso il valore fornito dal contatore. Il componente dovrà inoltre tenere conto del segnale enable in ingresso, che permette di attivare e disattivare manualmente i singoli anodi.

Per realizzare l'anodes manager si è utilizzato un decoder 2-4: ricevuto in ingresso il valore del contatore, il decoder alza solo uno dei 4 bit relativi agli anodi. Tali uscite sono poi messe in AND con il segnale di enable per pilotare soltanto le digit che si è deciso di abilitare. Infine, i bit vengono invertiti per rispettare la logica 0-attiva. L'implementazione completa, effettuata tramite descrizione data-flow, è consultabile qui: `anodes_manager.vhd`.

E' interessante notare come, nell'implementazione del decoder, oltre alle 4 possibili combinazioni di ingressi è stato aggiunto il caso "others", che genera in uscita tutti bit alti (che verranno poi negati successivamente). Tale tecnica serve ad evitare il fault masking, poiché avendo tutti 1 in uscita (caso non previsto dal normale funzionamento di un decoder) posso riconoscere subito la presenza di comportamenti imprevisti nel componente, che verranno poi manifestati all'esterno.

mostrando su tutte le digit lo stesso valore anche quando i valori dovrebbero essere diversi, perchè tutti gli anodi sono abilitati nello stesso istante. Una soluzione duale consisterebbe nello spegnere tutte le digit, basta sostituire x"F" con x"0".

```

1 architecture dataflow of anodes_manager is
2   signal anodes_swhitching : STD_LOGIC_VECTOR (3 downto 0) := (others =>
3     '0');
4   begin
5     anodes <= not anodes_swhitching OR not enable_digit;
6     with select_digit select anodes_swhitching <=
7       x"1"    when "00",
8       x"2"    when "01",
9       x"4"    when "10",
10      x"8"    when "11",
11      x"F"    when others;
end dataflow;
```

Codice Componente 3.1: Implementazione data-flow dell'anodes manager.

3.4 Cathodes manager

Il cathodes manager permette di gestire i catodi associati ad ogni segmento omologo di ogni cifra del display a 7 segmenti. Per accendere il giusto segmento è necessario che il catodo corrispondente sia posto a 0, poichè i catodi sono pilotati da segnali 0-attivi. Il componente prende in ingresso:

- il bus *counter*, uscita del contatore (come l'anodes manager), che serve per scegliere quale nibble mostrare sulla digit;
- il bus *values* (16 bit) per determinare il valore di ogni cifra e dunque i segmenti da accendere;
- il bus *dots* (4 bit) per determinare quali dei 4 punti decimali accendere.

In uscita abbiamo un bus ad 8 bit *cathodes* che indica la configurazione dei catodi relativi alla cifra attiva in quel momento e all'eventuale punto da accendere.

Per realizzare tale componente, si è utilizzata un'implementazione di tipo behavioural. In particolare, abbiamo due *process*:

- *digit_switching* - in base al valore di *select_digit* (contatore), si occupa di settare i bit del bus interno *nibble*¹ corrispondenti alla rappresentazione del valore che si vuole mostrare su quella digit ;
- *decoder* - in base alla *digit* presente nel *nibble*, imposta *cathodes_for_digit* al valore necessario per accendere i segmenti nel modo corretto per rappresentare il valore richiesto. Tali valori sono espressi come costanti e ricavabili dal reference manual.

¹Un nibble è una stringa di 4 bit.

Infine, per determinare l'accensione dei dots, si utilizza un *multiplexer 4-1* generico. Il valore di cathodes è dunque determinato come segue: si calcola dapprima la parte dei dots, selezionando solo quelli relativi alle cifre selezionate e poi negandoli (per logica 0-attiva), e infine concatena aggiunge *cathodes_for_digit*.

```

1  digit_switching: process (select_digit, values)
2  begin
3      case select_digit is
4          when "00" => nibble <= digit_0;
5          when "01" => nibble <= digit_1;
6          when "10" => nibble <= digit_2;
7          when "11" => nibble <= digit_3;
8          when others => nibble <= (others => '0');
9      end case;
10 end process;
11 decoder : process (nibble)
12 begin
13     case nibble is
14         when "0000" => cathodes_for_digit <= zero;
15         when "0001" => cathodes_for_digit <= one;
16         when "0010" => cathodes_for_digit <= two;
17         [...]
18     end case;
19 end process;
20
21 cathodes <= not dots(to_integer(unsigned(select_digit))) &
    cathodes_for_digit;

```

Codice Componente 3.2: Determinazione del valore di cathods..

L'implementazione completa è consultabile qui: *cathodes_manager.vhd*.

3.5 Display su Nexys 4

La board Nexys 4 DDR ha installato a bordo due batterie di 4 digit ciascuna, per un totale di 8 digit. La soluzione che abbiamo visto precedentemente però permette di controllare una sola batteria di 4 digit, e non potendo istanziare due componenti che controllano ciascuno 4 digit, è necessario apportare alcune modifiche agli elementi che costituiscono il componente che pilota i display a 7 segmenti.

In particolare, di seguito, vediamo alcune modifiche che abbiamo apportato ai componenti per poter pilotare tutte le digit che mette a disposizione la Nexys 4 DDR.

```

1  entity display_7_segments is PORT ( enable      : in STD_LOGIC;
2                                     clock        : in STD_LOGIC;
3                                     reset         : in STD_LOGIC;
4                                     values        : in STD_LOGIC_VECTOR (31 downto 0);
5                                     dots         : in STD_LOGIC_VECTOR (7  downto 0) ;

```

```

6         enable_digit      : in STD_LOGIC_VECTOR (7 downto 0);
7         anodes             : out STD_LOGIC_VECTOR (7 downto 0);
8         cathodes           : out STD_LOGIC_VECTOR (7 downto 0)
9     );
10 end display_7_segments;
11
12 ...
13
14 component counter_UpMod2n_Re_Sr is
15     GENERIC ( n : NATURAL :=3 );
16     PORT ( enable : in STD_LOGIC ;
17           reset_n : in STD_LOGIC;
18           clock    : in STD_LOGIC;
19           count_hit : out STD_LOGIC;
20           COUNTS   : out STD_LOGIC_VECTOR ((n-1) downto 0) );
21 end component;

```

Codice Componente 3.3: *display₇segments*

Nella top level entity del componente che permette di mostrare i valori sui display, il numero di segnali che indicano il la cifra da mostrare passano da 16 a 32, in quanto per ogni digit servono 4 bit per poter codificare i valori, in esadecimale, che possiamo mostrare su di essi. Poichè il numero di display da pilotare passa da 4 a 8, anche il numero di segnali che pilotano i punti, le digit e gli anodi aumentano. Inoltre il contatore non è più un contatore modulo 4 ma è un contatore modulo 8, in quanto devono essere abilitate 8 digit.

Tali modifiche riguardano anche l'anodes_manager che deve pilotare 8 digit e non più 4, pertanto il decoder da un decoder 2:4 diventa un decoder 3:8 come si nota di seguito.

```

1  with select_digit select anodes_switching <=
2  x"01" when "000",
3  x"02" when "001",
4  x"04" when "010",
5  x"08" when "011",
6  x"10" when "100",
7  x"20" when "101",
8  x"40" when "110",
9  x"80" when "111",
10 (others => '0') when others;
11 end case;

```

Codice Componente 3.4: Abilitazione degli anodi

Per il cathodes_manager cambia il numero di nibble che dobbiamo gestire, infatti anche essi passano da 4 a 8, ognuna di esse è costituita da 4 bit di values, stringa del valore da mostrare sul display codificato in codifica binaria classica. In particolare partendo dal LSB ogni 4 bit di values codifica il valore da mostrare su una delle digit. Anche il process che si occupa di assegnare ai catodi la corretta codifica del valore viene estesa per poter gestire 8 digit e non più 4.

```

1  alias digit_0 is values (3 downto 0);
2  alias digit_1 is values (7 downto 4);

```

```

3  alias digit_2 is values (11 downto 8);
4  alias digit_3 is values (15 downto 12);
5  alias digit_4 is values (19 downto 16);
6  alias digit_5 is values (23 downto 20);
7  alias digit_6 is values (27 downto 24);
8  alias digit_7 is values (31 downto 28);
9
10 ...
11
12  digit_switching: process (select_digit, values)
13  begin
14      case select_digit is
15          when "000" => nibble <= digit_0;
16          when "001" => nibble <= digit_1;
17          when "010" => nibble <= digit_2;
18          when "011" => nibble <= digit_3;
19          when "100" => nibble <= digit_4;
20          when "101" => nibble <= digit_5;
21          when "110" => nibble <= digit_6;
22          when "111" => nibble <= digit_7;
23          when others => nibble <= (others => '0');
24      end case;
25  end process;

```

Codice Componente 3.5: *cathodes_manager.vhd..*

3.6 Double display on-board

Osserviamo il funzionamento del display a 7 segmenti su board. Per poter testare il componente descritto sulla board Nexys 4 utilizzando tutte e 8 le digit, si è realizzata un'entità di più alto di livello denominata *DoubleDisplayOnBoard* che utilizza il componente descritto nel paragrafo precedente. L'idea che abbiamo seguito consiste nel testare il funzionamento del display mostrando su di esso il valore, in esadecimale, dato in input facendo commutare i 16 switch presenti sulla board. Il primo problema che abbiamo incontrato consiste nel fatto che per poter mostrare il valore su tutte le 8 digit, abbiamo bisogno di un bus con parallelismo di 32 bit, quindi con gli switch possiamo pilotare a massimo 4 digit. Per risolvere tale problema abbiamo deciso di seguire la seguente idea. Suddividere il bus values in ingresso al componente display_7_segments e collegare le due metà a dei registri di tipo d abilitati con parallelismo di 16 bit, in ingresso a tali registri abbiamo collegato i 16 switch e collegando gli enable di tali registri con due pulsanti sulla board, possiamo caricare la rappresentazione in binario del valore che vogliamo mostrare nei registri in modo tale che tale metà verrà sostenuta in ingresso al componente fino a quando non si provvederà ad un nuovo aggiornamento rieseguendo la procedura di load, premendo il pulsante.

```

1  [...]
2  architecture structural of display_onBoard is
3      entity DoubleDisplayOnBoard is

```

```

4      Port ( clock          : in  STD_LOGIC;
5            values          : in  STD_LOGIC_VECTOR (15 downto 0);
6            load_reg_0_3    : in  STD_LOGIC;
7            load_reg_4_7    : in  STD_LOGIC;
8            anodes          : out  STD_LOGIC_VECTOR (7 downto 0);
9            cathodes        : out  STD_LOGIC_VECTOR (7 downto 0)
10     );
11 end DoubleDisplayOnBoard;
12 [...]
13
14 alias values_0_3 is values_int (15 downto 0) ;
15 alias values_4_7 is values_int (31 downto 16) ;
16
17 begin
18     register_0_3: register_d_Re_Ar PORT MAP ( clock => clock,
19                                                load  => load_reg_0_3,
20                                                reset => reset,
21                                                d    => values,
22                                                q    => values_0_3
23     );
24     register_4_7: register_d_Re_Ar PORT MAP ( clock => clock,
25                                                load  => load_reg_4_7,
26                                                reset => reset,
27                                                d    => values,
28                                                q    => values_4_7
29     );
30
31 [...]

```

Codice Componente 3.6: DoubleDisplayOnBoard.vhd

L'implementazione completa è consultabile qui: `display_onBoard.vhd`.

Inoltre, è stato opportunamente configurato il file `Nexys4DDR_master.ucf` per effettuare il mapping tra i physical della board e le interfaccia di ingresso/uscita del componente che abbiamo sintetizzato, un punto interessante è il collegamento dei segnali di load dei registri ai bottoni presenti sulla scheda. Ciò ci permette di poter scegliere in quale registro e di conseguenza su quale batteria di display mostrare il valore che stiamo dando in input con gli switch.

```

1  [...]
2  #bottone destro
3      NET "load_reg_0_3" LOC=P17 | IOSTANDARD=LVC MOS33; #
        IO_L12P_T1_MRCC_14
4  #bottone sinistro
5      NET "load_reg_4_7" LOC=M17 | IOSTANDARD=LVC MOS33; #
        IO_L10N_T1_D15_14
6  [...]

```

Codice Componente 3.7: DoubleDisplayOnBoard.vhd

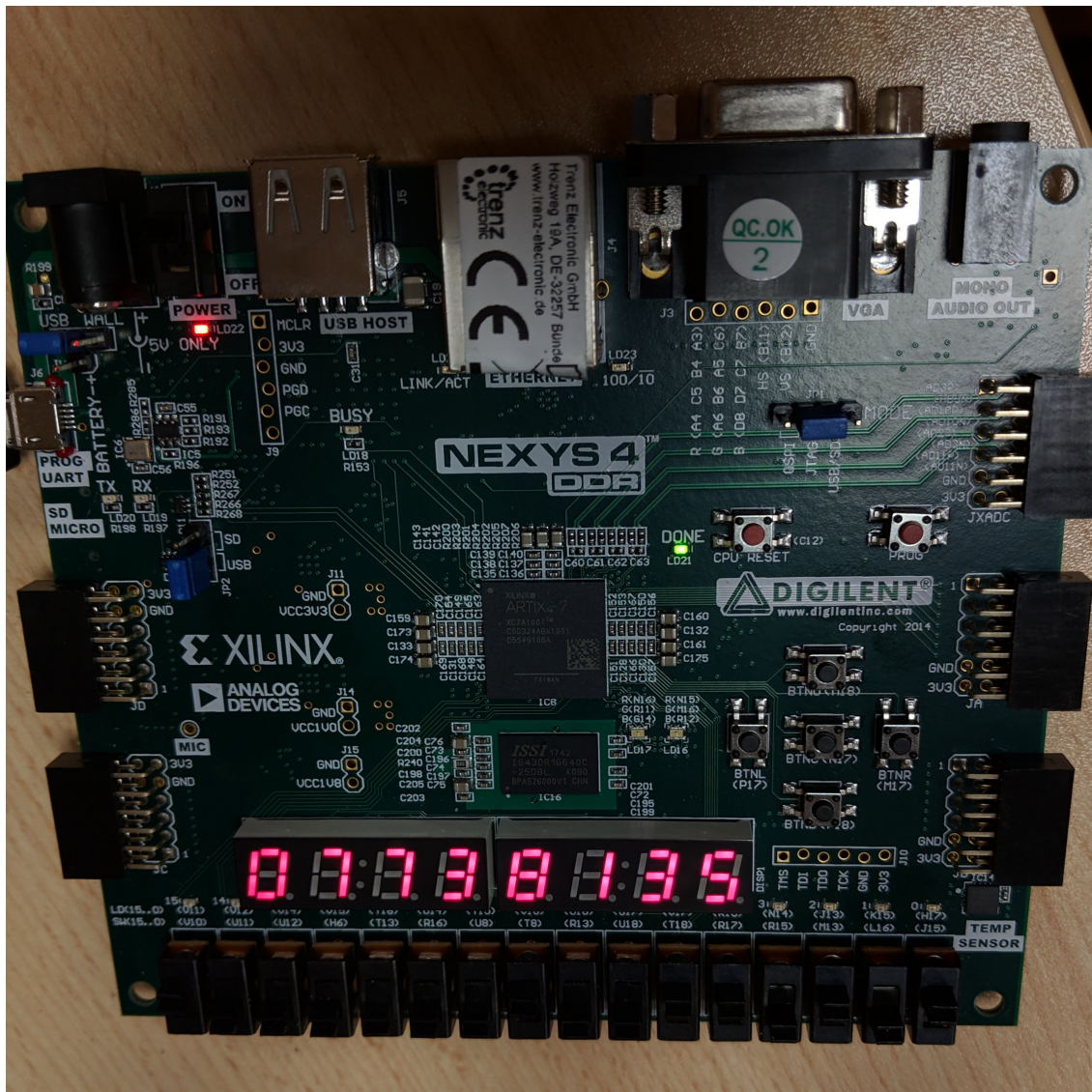


Figure 3.3: Display a 7 segmenti su board Nexys 4.

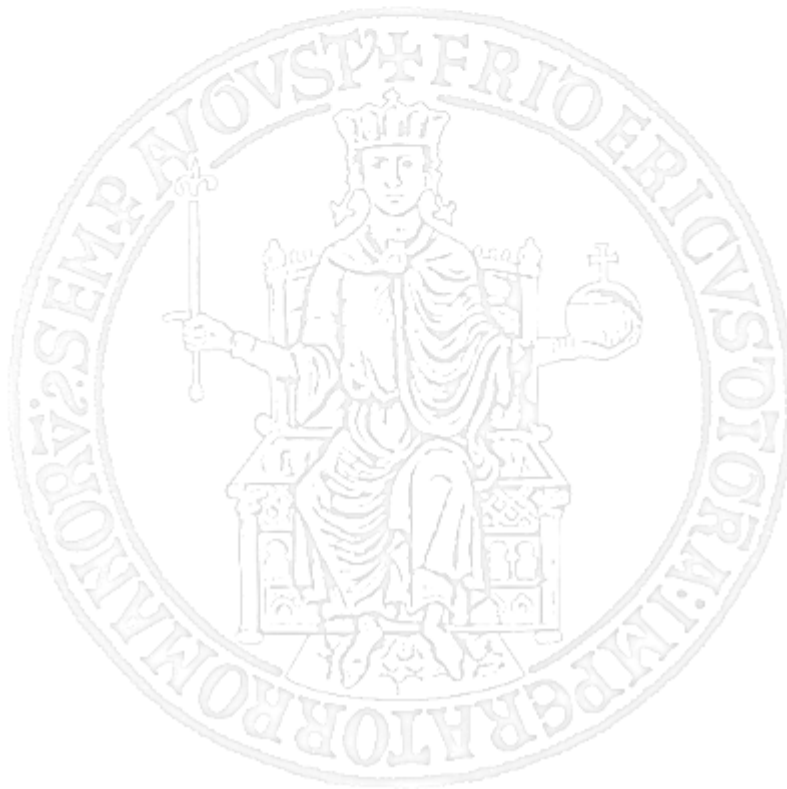
Chapter 4

Clock generator

Sviluppare un progetto di sintesi di un DCM.

4.1 Implementazione

4.2 Simulazione



Chapter 5

Scan Chain

Progettare una rete composta da una serie di N Flip Flop D abilitati ad operare nei seguenti due modi:

1. Modalita normale: l'array si comporta come un registro di N posizioni;
2. Modalita controllo: i flip-flop possono essere scritti e letti individualmente congruandoli in cascata come uno shift register.

Utilizzare una rete di controllo in grado di alimentare il primo stadio con un valore e generare tanti colpi di clock quanto e la distanza del primo stadio dalla cella da raggiungere.

5.1 Implementazione

L'interfaccia del componente è la seguente:

```
1 entity scan_chain is
2   generic(
3     width : integer := 8;
4     shift_direction : std_logic := '1'
5   ); Port (
6     clock : in  STD_LOGIC;
7     en : in  STD_LOGIC;
8     reset_n : in  STD_LOGIC;
9     scan_en : in  STD_LOGIC;
10    d_reg : in  STD_LOGIC_VECTOR (width-1 downto 0);
11    scan_in : in  STD_LOGIC;
12    q_reg : out STD_LOGIC_VECTOR (width-1 downto 0);
13    scan_out : out STD_LOGIC
14  );
15 end scan_chain;
```

Codice Componente 5.1: Implementazione data-flow dell'anodes manager.

In ingresso, oltre ai segnali di *clock*, *enable* e *reset*, il componente avrà i seguenti segnali:

- *scan_en*: bit di selezione della modalità di funzionamento (1 per modalità normale, 1 per modalità controllo);
- *d_reg*: valori in ingresso dei flip-flop nel registro;
- *scan_in*: valore in ingresso da inserire nel registro in caso di shift;

In uscita, invece, *q_reg* sarà l'uscita del registro, mentre *scan_out* sarà il bit tirato fuori dal registro in caso di shift.

Per quanto riguarda l'implementazione, è stata utilizzata una descrizione di tipo *structural*. In particolare, è stato generato un numero di flip-flop multiplexati pari al valore generico *width*, che rappresenta il parallelismo del registro. Tale componente è un tipo particolare di flip-flop D il cui ingresso viene prima selezionato tramite multiplexer. Per generare un registro che effettui shift a destra, si fissa come *scan_in* di ogni flip-flop il valore in uscita del flip-flop precedente (alla sua sinistra), dopodiché si utilizza il multiplexer per decidere quale ingresso portare nel flip-flop. In particolare, *scan_en* sarà il segnale di selezione: se 0 (modalità normale), in ingresso avremo il corrispettivo valore in ingresso di *d_reg*, se 1 (modalità controllo) l'ingresso del flip-flop sarà *scan_in*, e dunque l'uscita di quello precedente. Il discorso è analogo nel caso di shift a sinistra: in base al valore generico *shift_direction* si stabilisce quale tipologia di shift register si vuole generare e dunque come collegare tra loro i flip-flop. L'implementazione completa è consultabile qui: *scan_chain.vhd*.

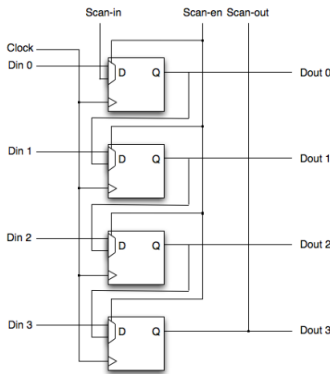


Figure 5.1: Architettura del componente *scan_chain*.

5.2 Simulazione

Per testing, si è effettuata una simulazione behavioural del componente: durante tale simulazione, si è utilizzato il componente in entrambe le sue modalità di funzionamento con la stringa '00000111'. In particolare, dapprima si è utilizzata la modalità normale (*scan_en*=0) per caricare i valore nel registro. Dopodiché, quando *scan_en*=1, il registro si comporta correttamente come uno shift register, shiftando i bit a sinistra ad ogni fronte di salita del clock. Una volta posto di nuovo *scan_en*=0, il registro smette di shiftare le cifre e, al successivo fronte di salita del clock, carica di nuovo il valore in ingresso nel registro. I risultati sono consultabili in fig. 5.2.

Per completezza, in fig. 5.3 è stato riportato il risultato della simulazione con shift a destra (*shift_direction*=1), perfettamente coerente con il comportamento atteso.



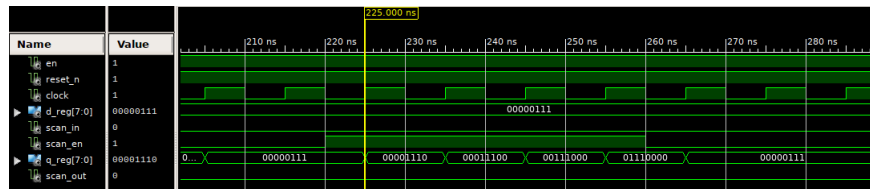


Figure 5.2: Simulazione del componente scan chain (shift a sinistra).

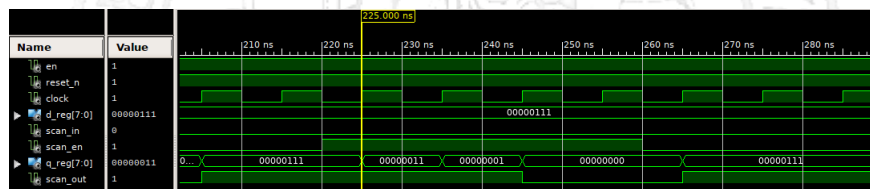


Figure 5.3: Simulazione del componente scan chain (shift a sinistra).

Chapter 6

Finite State Machine

1. Realizzare un riconoscitore di una generica sequenza a N bit (e.g. 1011001) in VHDL utilizzando dapprima la descrizione behavioral a singolo o doppio processo (opzionale: poi i costrutti con guardia e simulare con GHDL).
2. A partire dal riconoscitore di sequenza realizzato al punto 1 con i costrutti behavioral a singolo o doppio processo del VHDL, sintetizzare la macchina 1 specificando al tool di sintesi Xilinx ISE diverse codiche per gli stati. Per quelle rilevanti estrapolare la codica assegnata dal sintetizzatore, area occupata e frequenza massima di lavoro, apportando eventuali commenti.

6.1 Implementazione

6.1.1 Implementazione con descrizione a doppio processo (Moore)

Si è deciso di realizzare una macchina di Moore per il riconoscimento della sequenza '1011001'. L'automa a stati finiti realizzato è rappresentato in fig.6.1.

Per l'implementazione di questo automa in VHDL, si è deciso di utilizzare una descrizione di tipo behavioural. In particolare, si è utilizzata la tecnica con due processi:

- *update_state*, che si occupa di aggiornare lo stato corrente ad ogni colpo di clock;
- *choose_next_state*, che rappresenta la parte combinatoria della macchina, atta a determinare lo stato prossimo e l'uscita usando un costrutto *case*;

Tale scelta, sebbene renda il codice meno compatto, risulta più facilmente leggibile nella parte di determinazione dello stato prossimo. Si noti come, essendo questa una macchina di Moore, la determinazione dell'uscita dipende solamente dallo stato in cui si trova la macchina: in particolare, come osservabile anche nel codice, l'uscita sarà alta solamente quando la macchina avrà rilevato l'intera stringa.

```
1 WHEN s => s1011001
2   z <= '1';
3   IF x = '1' THEN next_state <= init;
4   ELSE next_state <= s1;
```

5 | `END IF;`

Codice Componente 6.1: Determinazione dell'uscita in VHDL (Moore).

L'implementazione completa è consultabile qui: fsm_moore.vhd

6.1.2 Implementazione con guardie (Mealy)

Si è deciso di realizzare tale macchina anche come Mealy: in particolare, dal momento che in questa implementazione l'uscita dipende direttamente dall'ingresso, il valore in uscita sarà 1 quando, trovandoci nello stato s101100, si riceve in ingresso il valore 1. Fatto ciò, è stato dunque possibile rimuovere lo stato s1011001 ed aggiungere due transizioni da s101100 a init e s1 a fronte degli ingressi 0 e 1. L'automa a stati finiti realizzato è rappresentato in fig.6.1.

Per l'implementazione di questo automa in VHDL, si è ricorso all'utilizzo di costrutti di assegnazione con guardia e funzione di risoluzione. L'implementazione completa è consultabile qui: fsm_mealy.vhd

6.2 Sintesi e simulazione

6.2.1 Sintesi e simulazione con descrizione a doppio processo (Moore)

Si è proceduto alla sintesi e alla simulazione della macchina tramite il tool Xilinx ISE. Per quanto riguarda la codifica degli stati, sono state utilizzate le codifiche One hot, Compact, Sequential, Gray, Johnson e Speed1. Le codifiche per ciascuno stato sono riportate nella tabella seguente:

stato	One hot	Compact	Sequential	Gray	Johnson	Speed1
init	00000001	000	000	000	0000	100000100
s1	00000010	010	001	001	0001	100000010
s10	00000100	101	010	011	0011	000000101
s101	00001000	011	011	010	0111	010000010
s1011	00010000	110	100	110	1111	101000000
s10110	00100000	111	101	111	1110	000100001
s101100	01000000	001	110	101	1100	000010100
s1011001	10000000	100	111	100	1000	100001100

Una volta sintetizzata la macchina, si sono osservati i risultati ottenuti: in particolare, la frequenza massima di lavoro e l'area occupata in termini di numero di slice (registri e LUT) e di flip-flop sono rappresentati nella seguente tabella:

parametro	One hot	Compact	Sequential	Gray	Johnson	Speed1
Freq. massima (MHz)	968.898	1008.776	1008.770	1008.776	964.971	1177.163
n. di Slice	16	7	7	7	9	14
n. di Flip-Flop	8	3	3	3	4	7

Dato il numero esiguo di stati, le diverse tipologie di codifica non presentano significative differenze. In generale, possiamo dire che la Speed1, come previsto, ottimizza la frequenza massima di lavoro, mentre per ottenere migliori prestazioni in termini di area si preferiscono le codifiche Compact, Sequential e Gray.

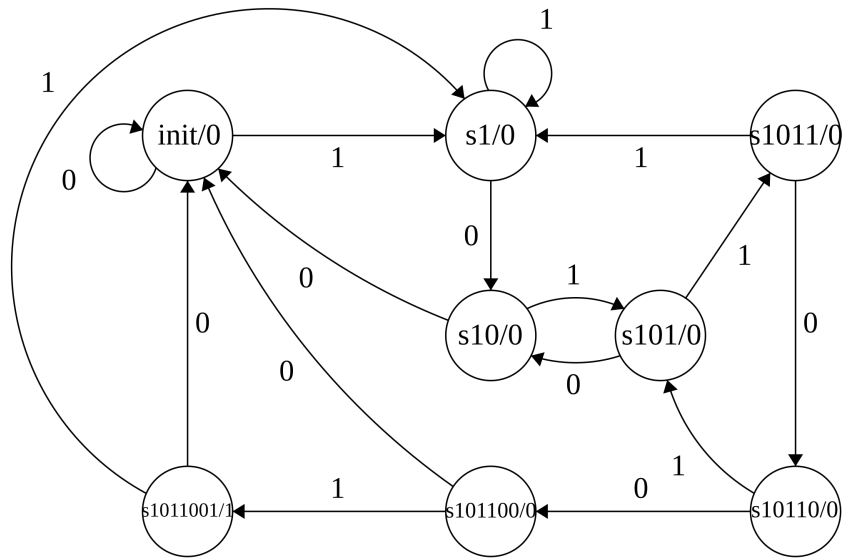


Figure 6.1: Automa a stati finiti della macchina (Moore).

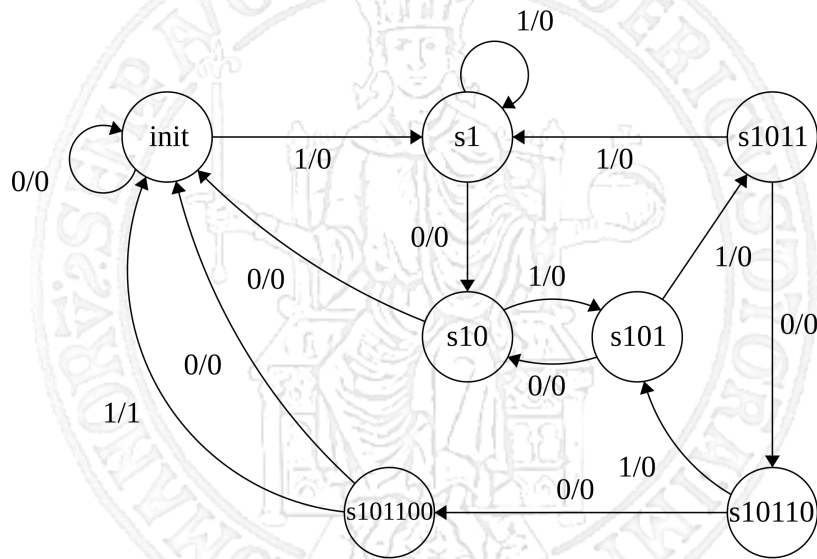


Figure 6.2: Automa a stati finiti della macchina (Mealy).

6.2.2 Simulazione con guardie (Mealy)