INGEGNERIA DEL SOFTWARE

NASCE NEGLI ANNI 50'-60' QUANDO I COMPUTER SI DIFFUSERO NEL MONDO ACCADEMICO, GIÁ ALLORA CI SI RESE CONTO CHE NON É POSSIBILE SVILUPPARE SOFTWARE IN MODO ARTIGIANALE.
SI INIZIARONO A STUDIARE METODI, PROCESSI E STRUMENTI CHE POTESSERO AIUTARE AD ASSICURARE UNA BUONA QUALITÁ DEL SW.

APPROCCIO INGEGNERISTICO:

$\boxed{\text{TARGET}} \rightarrow \boxed{\text{METRICA}} \rightarrow \boxed{\text{METODI, PROCESSI E STRUMENTI}} \rightarrow \boxed{\text{MISURE}} \rightarrow \boxed{\text{RISULTATO}}$

1. DEFINIZIONE DEL TARGET. É QUALCOSA DI MISURABILE (RISOLUZIONE PROBLEMI LEGATI ALLO SVILUPPO SW O IL RAGGIUNGIMENTO DI UN CERTO LIVELLO NELLE QUALITÁ DEL SOFTWARE.
2. DEFINIZIONE DELLA METRICA USATA PER MISURARE IL RAGGIUNGIMENTO DEL TARGET.
3. SCELTA DEI METODI, PROCESSI E STRUMENTI CHE SI PENSA PERMETTERANNO DI AVVICINARSI MAGGIORMENTE AL TARGET.
4. ESECUZIONE DI ESPERIMENTI CONTROLLATI, VARI GRUPPI SVOLGONO TASK CON DIVERSI METODI E SI MISURA QUANTO SI SONO AVVICINATI AL TARGET.
5. SI VERIFICA CHE IL SISTEMA PROPOSTO ABBIA OTTENUTO INCREMENTI SIGNIFICATIVI NEL RAGGIUNGIMENTO DEL TARGET.

PROBLEMI DELLO SVILUPPO SW:
- NUMERO E TIPO DI PERSONE COINVOLTE: SPESSO I PROGRAMMATORI NON CONOSCONO BENE IL DOMINIO APPLICATIVO, CI SONO PROBLEMI DI COMUNICAZIONE SIA CON IL CLIENTE CHE TRA SVILUPPATORI.
- DIMENSIONI DEL SW: MILIONI DI RIGHE E MIGLIAIA DI ANNI UOMO NECESSARI.
- SOFTWARE MALLEABILE: LE RICHIESTE DEI CLIENTI CAMBIANO NEL TEMPO.

CICLO DI VITA DEL SOFTWARE (GENERICO):
1. STUDIO DI FATTIBILITÁ: SE É POSSIBILE REALIZZARE IL PROGETTO, QUALI CONCORRENTI CI SONO, STUDIO DEGLI SCENARI PIÚ CONVENIENTI. QUESTA FASE VIENE SVOLTA DA ESTERNI PERCHÉ COMPLESSA E NON PUÓ RICHIEDERE TROPPO TEMPO.
2. ANALISI E SPECIFICA DEI REQUISITI: IDENTIFICAZIONE STAKEHOLDERS (SPESSO SONO IN CONTRASTO TRA LORO), SI CAPISCE COSA É RICHIESTO (E NON COME REALIZZARLO), VIENE PRODOTTO UN DOCUMENTO DI SPECIFICA (BASE CONTRATTUALE), IL MANUALE UTENTE E I TEST DI ACCETTAZIONE.
3. PROGETTAZIONE: DEFINIZIONE ARCHITETTURA DEL SISTEMA, SCOMPOSIZIONE IN MODULI/OGGETTI E SCELTA PATTERN UTILIZZATI.
4. PROGRAMMAZIONE + TEST UNITÁ: REALIZZAZIONE MODULI/OGGETTI E VERIFICA CORRETTEZZA.
5. INTEGRAZIONE + TEST DI SISTEMA.
6. MANUTENZIONE: INTERVENTI CORRETTIVI (CORREZIONE ERRORI), ADATTIVI (ADATTAMENTO FUNZIONALITÁ AD ESIGENZE RECENTI) O PERFETTIVI (CODICE PIÚ LEGGIBILE E/O EFFICIENTE).
7. ALTRO: SCRITTURA DOCUMENTAZIONE, CONTROLLO QUALITÁ (QA), GESTIONE PROCESSO (INCENTIVI, FORMAZIONE NUOVO PERSONALE), GESTIONE CONFIGURAZIONI.

QUALITÁ DEL SW:

FUNZIONA
- CORRETTEZZA (ADERENZA ALLE SPECIFICHE)
- AFFIDABILITÁ (ADERENZA AI REQUISITI)
- HA UN COMPORTAMENTO ROBUSTO A FRONTE DI SITUAZIONI NON ESPLICITAMENTE PREVENTIVATE.

É BELLO
- É FACILMENTE UTILIZZABILE (L'USABILITÁ É MISURABILE)
- É VELOCE (EFFICIENTE NELL'USO DELLE RISORSE)
- É EVOLVIBILE

FARMI DIVENTARE RICCO
- RIUSABILITÁ DEI COMPONENTI
- MANUTENIBILITÁ (RIPARABILITÁ, EVOLVIBILITÁ, ESTENDIBILITÁ)

QUALITÁ DEL PROCESSO PRODUZIONE SW:
- ROBUSTEZZA (RESISTE AGLI IMPREVISTI)
- ESSERE PRODUTTIVO
- PERMETTERE DI COPRIRE PER PRIMI UNA CERTA NECESSITÁ NEL MERCATO

MODELLI DI CICLO DI VITA DEL SOFTWARE

- PRESCRITTIVI: DANNO ISTRUZIONI COMPLETE E PRECISE.
- DESCRITTIVI: DESCRIVONO ED EVIDENZIANO ASPETTI DELLO SVILUPPO, POSSONO ESSERE APPLICATI SOLO A SOTTOPARTI DEL PROGETTO.

MODELLO A CASCATA:

RETI DI PETRI

LE RETI DI PETRI NASCONO PER PARLARE DI SISTEMI CONCORRENTI, DISTRIBUITI E REALTIME. A DIFFERENZA DELLE FSM LO STATO VIENE SPEZZETTATO IN PIÚ PARTI, QUESTO PERMETTE DI RAPPRESENTARE ENTITÁ DISTINTE, OGNUNA CON IL SUO STATO, MA DI AVERE ANCHE UN EVOLUZIONE GLOBALE DEL SISTEMA. PERMETTONO DI FAR SIMULARE IL FUNZIONAMENTO DEL PROGRAMMA AL CLIENTE, É UNA SPECIFICA PERCHÉ É UN IMPLEMENTAZIONE DI RIFERIMENTO CHE NON DEV'ESSERE NECESSARIAMENTE REALIZZATA.

DEFINIZIONE INFORMALE:

UNA RETE DI PETRI É COMPOSTA DA POSTI (CERCHI), TRANSIZIONI (RETTANGOLI) E ARCHI CHE CONNETTONO POSTI A TRANSIZIONI O VICEVERSA (NON COLLEGA NODI DELLO STESSO TIPO, É UN GRAFO BIPARTITO). AD OGNI POSTO É ASSEGNATO UN CERTO NUMERO DI GETTONI (PALLINI) CHE PUÓ VARIARE TRA 0 E $+\infty$, LA DISPOSIZIONE DEI GETTONI NEI POSTI DETERMINA LO STATO DELLA RETE. UNA TRANSIZIONE É ABILITATA QUANDO HA NEI POSTI COLLEGATI IN INGRESSO UN CERTO NUMERO DI GETTONI. QUANDO UNA TRANSIZIONE SCATTA DISTRUGGE DEI GETTONI NEI POSTI IN INGRESSO E GENERA DEI GETTONI NEI POSTI IN USCITA (NON VENGONO SPOSTATI, IL NUMERO COMPLESSIVO DI GETTONI PUÓ CAMBIARE).

DEFINIZIONE FORMALE:

LE RETI DI PETRI POSTI-TRANSIZIONI SONO DEFINITE COME

$$[P, T, F, W, M_0]$$

- P: INSIEME DEI POSTI
- T: INSIEME DELLE TRANSIZIONI
- F: RELAZIONE DI FLUSSO $[F \subseteq (P \times T) \cup (T \times P)]$ SONO GLI ARCHI DELLA RAPPRESENTAZIONE GRAFICA
- W: FUNZIONE CHE ASSOCIA UN PESO AD OGNI FLUSSO $(W: F \rightarrow \mathbb{N} - \{0\})$
- M_0: MARCATURA INIZIALE $(M_0: p \in P \rightarrow \mathbb{N})$

DEVE VALERE $P \cap T = \emptyset$ E $P \cup T \neq \emptyset$.

IL PRESET DI UN NODO a É L'INSIEME DEGLI ELEMENTI d APPARTENENTI A $P \cup T$ TALI CHE ESISTA UN FLUSSO DA d AD a.

$$PRE(a) = \{d \in (P \cup T) \mid \langle d, a \rangle \in F\}$$

IL POSTSET DI UN NODO a É L'INSIEME DEGLI ELEMENTI d APPARTENENTI A $P \cup T$ TALI CHE ESISTA UN FLUSSO DA a A d.

$$POST(a) = \{d \in (P \cup T) \mid \langle a, d \rangle \in F\}$$

UNA TRANSIZIONE $t \in T$ É ABILITATA IN UNA CERTA MARCATURA M SE E SOLO SE OGNI POSTO IN INGRESSO HA SUFFICIENTI GETTONI PER FARLA SCATTARE.

$M[t\rangle$ SSE $\forall p \in PRE(t)\ M(p) \geq W(\langle p, t \rangle)$

DA NOTARE CHE SI STA RAGIONANDO SOLO SUI POSTI IN INGRESSO E NON SU TUTTI (LOCALITÁ DELL'ANALISI).

UNA TRANSIZIONE ABILITATA PUÓ SCATTARE.

LO SCATTO DI UNA TRANSIZIONE t IN UNA MARCATURA M PRODUCE UNA NUOVA MARCATURA M'. I GETTONI NEI POSTI IN INGRESSO A t SONO QUELLI DI PRIMA MENO IL PESO DELL'ARCO CHE LI COLLEGA A t, MENTRE NEI POSTI IN USCITA SONO QUELLI DI PRIMA PIÚ IL PESO DELL'ARCO CHE LI COLLEGA A t. SE CI SONO POSTI SIA IN INGRESSO CHE IN USCITA PRIMA SI SOTTRAE E POI SI SOMMA.

$M[t\rangle M'$

- $\forall p \in PRE(t) - POST(t)$: $M'(p) = M(p) - W(\langle p, t \rangle)$
- $\forall p \in POST(t) - PRE(t)$: $M'(p) = M(p) + W(\langle t, p \rangle)$
- $\forall p \in POST(t) \cap PRE(t)$: $M'(p) = M(p) - W(\langle p, t \rangle) + W(\langle t, p \rangle)$
- $\forall p \in P - (PRE(t) \cup POST(t))$: $M'(p) = M(p)$

NELLE RETI DI PETRI ESISTONO DIVERSE RELAZIONI BASATE SUI CONCETTI DI ABILITAZIONE E SCATTO.

- SEQUENZA: UNA TRANSIZIONE t_1 É IN SEQUENZA CON UNA TRANSIZIONE t_2 IN UNA MARCATURA M SE E SOLO SE t_1 É ABILITATA IN M MENTRE t_2 NO, E SCATTANDO t_1 IN M t_2 DIVENTA ABILITATA.
  $M[t_1\rangle \wedge \neg M[t_2\rangle \wedge M[t_1 t_2\rangle$
- CONFLITTO: DUE TRANSIZIONI t_1 E t_2 POSSONO ESSERE IN CONFLITTO
  - STRUTTURALE SE E SOLO SE L'INTERSEZIONE DEI PRESET NON É VUOTA $(PRE(t_1) \cap PRE(t_2) \neq \emptyset)$, QUESTO SIGNIFICA CHE HANNO POSTI IN INGRESSO IN COMUNE QUINDI POTREBBERO DARSI FASTIDIO. IL CONFLITTO STRUTTURALE DIPENDE UNICAMENTE DALLA TOPOLOGIA DELLA RETE E NON DA UNA SPECIFICA MARCATURA.
  - EFFETTIVO IN UNA MARCATURA M SE E SOLO SE ENTRAMBE SONO ABILITATE IN M ED ESISTE ALMENO UN POSTO IN COMUNE AI DUE PRESET CHE HA MENO GETTONI DI QUELLI RICHIESTI PER FAR AVVENIRE ENTRAMBI GLI SCATTI. IMPLICA UN CONFLITTO STRUTTURALE.
    $M[t_1\rangle \wedge M[t_2\rangle \wedge \exists p \in PRE(t_1) \cap PRE(t_2) \mid (M(p) < W(\langle p, t_1 \rangle) + W(\langle p, t_2 \rangle))$
- CONCORRENZA: DUE TRANSIZIONI t_1 E t_2 SONO IN CONCORRENZA
  - STRUTTURALE SE E SOLO SE L'INTERSEZIONE DEI LORO PRESET É VUOTA $(PRE(t_1) \cap PRE(t_2) = \emptyset)$.
  - EFFETTIVA IN UNA MARCATURA M SE E SOLO SE ENTRAMBE SONO ABILITATE IN M E TUTTI I POSTI IN COMUNE HANNO ABBASTANZA GETTONI PER FAR SCATTARE ENTRAMBE.
    $M[t_1\rangle \wedge M[t_2\rangle \wedge \forall p \in PRE(t_1) \cap PRE(t_2)\ (M(p) \geq W(\langle p, t_1 \rangle) + W(\langle p, t_2 \rangle))$

LA CONCORRENZA EFFETTIVA NON IMPLICA QUELLA STRUTTURALE E NEANCHE IL CONTRARIO.

TUTTO QUELLO CHE NON É IN CONFLITTO STRUTTURALE É IN CONCORRENZA STRUTTURALE.

INSIEME DI RAGGIUNGIBILITÁ:

NELLE RETI DI PETRI NON SI POSSONO MODIFICARE I GETTONI A PIACERE, BISOGNA SEGUIRE LE REGOLE DI ABILITAZIONE/SCATTO.
L'INSIEME DI RAGGIUNGIBILITÁ DI UNA RETE A PARTIRE DA UNA MARCATURA M É IL PIÚ PICCOLO INSIEME DI MARCATURE TALE CHE:

- LA MARCATURA M APPARTIENE AD R, L'INSIEME DELLE MARCATURE RAGGIUNGIBILI ($M \in R(P/T, M)$).
- SE M' APPARTIENE ALL'INSIEME DI RAGGIUNGIBILITÁ A PARTIRE DA M ED ESISTE UNA TRANSIZIONE ABILITATA IN M' CHE PORTA AD M'' ALLORA ANCHE M'' É RAGGIUNGIBILE (RICORSIVAMENTE SI OTTENGONO TUTTE LE MARCATURE RAGGIUNGIBILI).

$$(M' \in R(P/T, M) \wedge \exists t \in T \; M'[t>) \longrightarrow M'' \in R(P/T, M)$$

ESISTONO TRE PROPRIETÁ LEGATE ALL'INSIEME DI RAGGIUNGIBILITÁ:

- **LIMITATEZZA:** UNA RETE DI PETRI POSTI/TRANSIZIONI CON MARCATURA M SI DICE LIMITATA SE E SOLO SE É POSSIBILE FISSARE UN LIMITE AL NUMERO DI GETTONI DELLA RETE (NESSUN POSTO HA PIÚ DI QUEI GETTONI).

$$\exists K \in \mathbb{N} \;\; \forall M' \in R(P/T, M) \; \forall p \in P \;\; M'(p) \leq K$$

- **ILLIMITATEZZA:** UNA RETE DI PETRI POSTI/TRANSIZIONI CON MARCATURA M SI DICE ILLIMITATA SE ESISTE ALMENO UN POSTO IN CUI É POSSIBILE FAR CRESCERE IN MODO NON LIMITATO IL NUMERO DI GETTONI.

SE LA RETE É LIMITATA ALLORA L'INSIEME DI RAGGIUNGIBILITÁ É FINITO E QUINDI É POSSIBILE DEFINIRE UN AUTOMA A STATI FINITI EQUIVALENTE.

- **VITALITÁ:** UNA TRANSIZIONE t IN UNA MARCATURA M É VIVA DI
  - GRADO 0 SE NON É ABILITATA IN NESSUNA MARCATURA APPARTENENTE ALL'INSIEME DI RAGGIUNGIBILITÁ (É MORTA).
  - GRADO 1 SE ESISTE ALMENO UNA MARCATURA RAGGIUNGIBILE IN CUI É ABILITATA.
  - GRADO 2 SE PER OGNI NUMERO $m \in \mathbb{N}$ ESISTE ALMENO UNA SEQUENZA AMMISSIBILE IN CUI LA TRANSIZIONE SCATTA m VOLTE.
  - GRADO 3 SE ESISTE UNA SEQUENZA DI SCATTI AMMISSIBILE IN CUI SCATTA INFINITE VOLTE.
  - GRADO 4 SE IN QUALUNQUE MARCATURA RAGGIUNGIBILE ESISTE UNA SEQUENZA AMMISSIBILE IN CUI SCATTA

ESTENSIONI

CAPACITÁ DEI POSTI: É POSSIBILE FISSARE UN NUMERO MASSIMO DI TOKEN AMMISSIBILI IN UN POSTO, QUESTO É UTILE IN ZONE CRITICHE IN CUI BISOGNA ESCLUDERSI A VICENDA. PERMETTE DI FORZARE LA LIMITATEZZA DELLA RETE (POSSONO ESSERCI POSTI LIMITATI ED ALTRI NO, LA RETE SAREBBE COMUNQUE ILLIMITATA). LE TRANSIZIONI SONO ABILITATE SE CI SONO SUFFICIENTI GETTONI IN INGRESSO E SUFFICIENTEMENTE POCHI GETTONI IN USCITA IN MODO CHE L'AGGIUNTA DI GETTONI NON FACCIA SUPERARE LA CAPACITÁ DEL POSTO.
QUESTA NON É UN ESTENSIONE PROPRIA, SI PUÓ OTTENERE LO STESSO EFFETTO CON L'AGGIUNTA DI POSTI COMPLEMENTARI.

POSTO COMPLEMENTARE: É UN POSTO CHE HA IN USCITA LE TRANSIZIONI DEL PRESET DEL POSTO CONSIDERATO[1] E IN INGRESSO LE TRANSIZIONI DEL POSTSET DEL POSTO CONSIDERATO[2] (ARCHI CON LO STESSO PESO MA IN DIREZIONE OPPOSTA). QUANDO SI VUOLE METTERE UN GETTONE IN p_0 CI DEV'ESSERE ALMENO UN GETTONE IN P_c E VICEVERSA. QUANDO LA SOMMA $p_0 + p_c$ É COSTANTE E PARI ALLA CAPACITÁ DI p_0 SI OTTIENE L'EQUIVALENTE DI UNA RETE CON CAPACITÁ DEI POSTI.
UN POSTO p_c É COMPLEMENTARE DI p_0 SE E SOLO SE:

$$^{1}\; \forall t \in T \;\; \exists \langle p_0, t\rangle \in F \longleftrightarrow \exists \langle t, p_c\rangle \in F \quad W(\langle p_0, t\rangle) = W(\langle t, p_c\rangle)$$

$$^{2}\; \forall t \in T \;\; \exists \langle p_0, t\rangle \in F \longleftrightarrow \exists \langle p_c, t\rangle \in F \quad W(\langle p_c, t\rangle) = W(\langle t, p_0\rangle)$$

DEFINIZIONE DI ABILITAZIONE:

$$M[t> \text{ SSE } \begin{cases} \forall p \in PRE(t) \;\; M(p) \geq W(\langle p, t\rangle) \\ \forall p \in POST(t) - PRE(t) \;\; M(p) + W(\langle t, p\rangle) \leq C(p) \\ \forall p \in POST(t) \cap PRE(t) \;\; M(p) - W(\langle p, t\rangle) + W(\langle t, p\rangle) \leq C(p) \end{cases}$$

ARCHI INIBITORI: PERMETTONO DI DIRE CHE AFFINCHÉ UNA TRANSIZIONE SIA ABILITATA NON DEVE AVERE GETTONI IN UN POSTO IN INGRESSO.
IN CASO DI RETE LIMITATA NON AUMENTA LA POTENZA ESPRESSIVA (BASTA CREARE UN POSTO COMPLEMENTARE E RICHIEDERE CHE TUTTI I GETTONI SIANO LÍ), SE LA RETE NON É LIMITATA AUMENTA LA POTENZA ESPRESSIVA.

ELIMINAZIONE PESI DEGLI ARCHI: PER OGNI RETE P/T CON PESI SUGLI ARCHI NE ESISTE UNA EQUIVALENTE SENZA PESI SUGLI ARCHI. QUESTA PERÓ É MOLTO PIÚ COMPLICATA, BISOGNA AGGIUNGERE UN POSTO GLOBALE IN INGRESSO E USCITA A TUTTE LE TRANSIZIONI DELLA RETE CON PESI CHE FUNGE DA LOCK PER TUTTE LE TRANSIZIONI CHE COMPONGONO UNA SINGOLA CON PESO.

RETI CONDIZIONI EVENTI (C/E): SONO RETI IN CUI TUTTI GLI ARCHI HANNO PESO 1 E TUTTI I POSTI HANNO CAPACITÁ 1 (I POSTI SONO VARIABILI BOOLEANE, CONDIZIONI). GLI EVENTI DEFINISCONO COSA PUÓ ACCADERE QUANDO SONO VERE CERTE TUPLE DI CONDIZIONI. OGNI RETE P/T SI PUÓ TRADURRE IN UNA RETE C/E CHE HA PIÚ POSTI E PIÚ TRANSIZIONI. LE RETI C/E SONO LIMITATE PER DEFINIZIONE QUINDI NON SI PUÓ TRADURRE UNA RETE P/T ILLIMITATA.

COPRIBILITÁ:

UNA MARCATURA M COPRE UNA MARCATURA M' (E VICEVERSA) SE E SOLO SE $\forall p \in P \;\; M(p) \geq M'(p)$.
UNA MARCATURA M É DETTA COPRIBILE A PARTIRE DA UNA MARCATURA M' SE ESISTE UNA MARCATURA M'' IN $R(M')$ CHE COPRE M.
SE M É LA MARCATURA MINIMA PER ABILITARE t (ESATTAMENTE IL NUMERO DI GETTONI NECESSARI IN OGNI POSTO DEL PRESET) LA TRANSIZIONE t É MORTA SE E SOLO SE M NON É COPRIBILE A PARTIRE DALLA MARCATURA CORRENTE, ALTRIMENTI t É ALMENO VIVA DI GRADO 1.

RETI CONSERVATIVE: DATA UNA FUNZIONE DI PESI $H: P \rightarrow \mathbb{N}-\{0\}$ UNA RETE SI DICE CONSERVATIVA RISPETTO AD H SE E SOLO SE PER OGNI MARCATURA M' RAGGIUNGIBILE DALLA MARCATURA INIZIALE LA SOMMA PESATA DEI GETTONI NEI POSTI É COSTANTE PER QUALUNQUE MARCATURA RAGGIUNGIBILE.

$$\forall M' \in R(P/T, M_0) \sum_{p \in P} H(p) \cdot M'(p) = \sum_{p \in P} H(p) \cdot M_0(p)$$

UNA RETE STRETTAMENTE CONSERVATIVA É UNA RETE P/T CONSERVATIVA RISPETTO AD UNA FUNZIONE H CHE ASSEGNA SEMPRE 1 $(H: P \rightarrow 1)$. QUESTO VUOL DIRE CHE IL NUMERO DI GETTONI NELLA RETE NON CAMBIA MAI $\left(\forall M' \in R(P/T, M_0) \sum_{p \in P} M'(p) = \sum_{p \in P} M_0(p)\right)$ E ANCHE CHE IL NUMERO DI GETTONI CONSUMATI DALLO SCATTO DI QUALUNQUE TRANSIZIONE É UGUALE AL NUMERO DI GETTONI CREATI DALLA STESSA TRANSIZIONE, LA RETE AVRÁ SEMPRE K GETTONI $\left(\forall \underset{\text{NON MORTA}}{t \in T} \sum_{p \in PRE(t)} W(\langle p, t\rangle) = \sum_{p \in POST(t)} W(\langle t, p\rangle)\right)$.

→ **STATO BASE:** UNA MARCATURA M' É DETTA STATO BASE SE PER OGNI MARCATURA M IN $R(M_0)$ M' É RAGGIUNGIBILE DA M.

→ **RETE REVERSIBILE:** UNA RETE É DETTA REVERSIBILE SE PER OGNI MARCATURA M IN $R(M_0)$ M_0 É RAGGIUNGIBILE DA M, OVVERO SE LA MARCATURA INIZIALE É UNO STATO BASE.

TECNICHE DI ANALISI

DINAMICHE

RAGIONANO SUGLI STATI RAGGIUNGIBILI DURANTE L'ESECUZIONE

ALBERO DI RAGGIUNGIBILITÁ:

1. CREA LA RADICE CORRISPONDENTE ALLA MARCATURA INIZIALE, ETICHETTA IL NODO COME "NUOVO".
2. FINCHÉ ESISTONO NODI CON ETICHETTA "NUOVO":
   - 2.1. SELEZIONA UNA MARCATURA M CON ETICHETTA "NUOVO" E TOGLI L'ETICHETTA.
   - 2.2. SE M É IDENTICA AD UNA MARCATURA SUL CAMMINO DALLA RADICE AD M, ETICHETTA M COME "DUPLICATA" E PASSA AD UN ALTRA MARCATURA.
   - 2.3. SE NESSUNA TRANSIZIONE É ABILITATA IN M, ETICHETTA LA MARCATURA COME "FINALE".
   - 2.4. FINCHÉ ESISTONO TRANSIZIONI ABILITATE IN M ESEGUI I SEGUENTI PASSI PER OGNI TRANSIZIONE t ABILITATA IN M:
     - 2.4.1. CREA LA MARCATURA M' PRODOTTA DALLO SCATTO DI t.
     - 2.4.2. CREA UN NODO CORRISPONDENTE A M', AGGIUNGI UN ARCO DA M A M' ED ETICHETTA M' COME NUOVO.

LIMITE: SE LA RETE É ILLIMITATA GENERA INFINITI NODI, NON PUÓ ESSERE COMPLETATO.
RISPOSTE: SE LA RETE É LIMITATA CI SA DIRE QUASI TUTTO, É L'ESPLICITAZIONE DEGLI STATI DELLA RETE (POSSONO ESSERE TROPPI, CRESCONO ESPONENZIALMENTE).
SI PUÓ REALIZZARE ANCHE LA VERSIONE GRAFO.

ALBERO DI COPERTURA:

→ FINO AL 2.4.1 É UGUALE ALL'ALBERO DI RAGGIUNGIBILITÁ.

- 2.4.2. SE SUL CAMMINO DELLA RADICE AD M ESISTE UNA MARCATURA M'' COPERTA DA M', AGGIUNGI ω IN TUTTE LE POSIZIONI CORRISPONDENTI A COPERTURE PROPRIE.
- 2.4.3. CREA UN NODO CORRISPONDENTE A M', AGGIUNGI UN ARCO DA M A M' ED ETICHETTA M' COME "NUOVO".

SI PUÓ REALIZZARE ANCHE LA VERSIONE GRAFO.

PROPRIETÁ DELL'ALBERO DI COPERTURA:
- UNA RETE É LIMITATA SE ω NON COMPARE IN NESSUN NODO DELL'ALBERO DI COPERTURA.
- UNA RETE É BINARIA SE NELL'ALBERO COMPAIONO SOLO 0 E 1
- UNA TRANSIZIONE É MORTA SE NON APPARE COME ETICHETTA DI UN ARCO DELL'ALBERO DI COPERTURA.
- AFFINCHÉ UNA MARCATURA M SIA RAGGIUNGIBILE DEVE ESISTERE UN NODO ETICHETTATO CON UNA MARCATURA CHE COPRE M (MA NON É SUFFICIENTE).
- NON É POSSIBILE CAPIRE SE UNA RETE É VIVA.

STATICHE (STRUTTURALI)

RAGIONANO SULLA TOPOLOGIA DELLA RETE

→ **P-INVARIANTI:** É UNA CARATTERISTICA CHE NON VARIA RELATIVA AI GETTONI NEI POSTI, SI RAPPRESENTA USANDO UN VETTORE h DI DIMENSIONE $|P|$ CHE CONTIENE PESI ANCHE NEGATIVI $(h: P \rightarrow \mathbb{Z})$. IL PRODOTTO VETTORIALE $h \cdot m$ DEVE ESSERE COSTANTE IN OGNI MARCATURA RAGGIUNGIBILE DA m.

$$\left.\begin{array}{l} hm = hm' \\ m' = m + C \cdot s \end{array}\right] \rightarrow hm = hm + hCs \rightarrow hCs = 0$$

PER OGNI s CHE RAPPRESENTI UNA SEQUENZA AMMISSIBILE

DICIAMO CHE VALE PER OGNI s, NON SOLO PER QUELLE AMMISSIBILI $\rightarrow hC = 0$

RAPPRESENTAZIONE MATRICIALE

É POSSIBILE RAPPRESENTARE UNA RETE DI PETRI MEDIANTE DELLE MATRICI:

I = ARCHI IN INPUT ALLE TRANSIZIONI

O = ARCHI IN OUTPUT ALLE TRANSIZIONI

BISOGNA ASSEGNARE UN INDICE AD OGNI POSTO ($p: 1 \dots |P| \rightarrow P$) E AD OGNI TRANSIZIONE ($t: 1 \dots |T| \rightarrow T$). ENTRAMBE LE MATRICI HANNO DIMENSIONE $|P| \times |T|$ E VALGONO:

$$I \begin{cases} \forall \langle p(i), t(j) \rangle \in F & I[i][j] = W(\langle p(i), t(j) \rangle) \\ \forall \langle p(i), t(j) \rangle \notin F & I[i][j] = 0 \end{cases}$$

$$O \begin{cases} \forall \langle t(j), p(i) \rangle \in F & O[i][j] = W(\langle t(j), p(i) \rangle) \\ \forall \langle t(j), p(i) \rangle \notin F & O[i][j] = 0 \end{cases}$$

IL VETTORE COLONNA K DI UNA MATRICE X SI INDICA CON $X[\cdot][K]$.

m = MARCATURA DEI POSTI

É UN VETTORE COLONNA DI DIMENSIONE $|P|$, SI CALCOLA A PARTIRE DALLA FUNZIONE MARCATURA $m[i] = M(p(i))$.

LA TRANSIZIONE J-ESIMA É ABILITATA IN UNA MARCATURA ESPRESSA DAL VETTORE m ($m[t_j\rangle$) SE E SOLO SE $I[\cdot][j] \leq m$ ELEMENTO PER ELEMENTO (SONO $|P|$).

QUANDO LA TRANSIZIONE J-ESIMA SCATTA IN UNA MARCATURA m PRODUCE UNA NUOVA MARCATURA m' ($m[t_j\rangle m'$ CON $m' = m - I[\cdot][j] + O[\cdot][j]$.

CREARE UNA MATRICE D'INCIDENZA $C = O - I$ É UTILE PER RIDURRE I CALCOLI DEGLI SCATTI MA NON É SUFFICIENTE PER VERIFICARE L'ABILITAZIONE. É SUFFICIENTE SOLO NEL CASO IN CUI $PRE(t) \cap POST(t) = \emptyset$ (TUTTE LE TRANSIZIONI NON HANNO POSTI SIA IN INGRESSO CHE IN USCITA, LA RETE É PURA).

UNA SEQUENZA DI SCATTI SI PUÓ ESPRIMERE COME $M[S_m\rangle M_m$ ($M_m = M + C \cdot s$ DOVE s É IL VETTORE DI DIMENSIONE $|T|$ CONTENENTE IL NUMERO DI SCATTI PER OGNI TRANSIZIONE). IN QUESTO MODO PERÓ NON SI SÁ PIÚ DIRE QUALE SEQUENZA VIENE RAPPRESENTATA, NON IMPORTA L'ORDINE MA SOLO L'EFFETTO FINALE.

TIME BASIC NETS