Software Engineering in der Praxis

Praktische Übungen

Zeitbehaftete Petrinetze

Florin Pinte Marc Spisländer

Lehrstuhl für Software Engineering
Friedrich-Alexander-Universität Erlangen-Nürnberg

Analyse und Simulation mit Petrinetzen

- Formales Beschreibungsmittel für Nebenläufigkeit und Synchronisation
- Fachvokabular
  - Lebendigkeit, Verklemmungen
  - Erreichbarkeit
  - Kontakte, Konflikte
- Petrinetz-Schablonen
- Analyse und Simulation mit Software

Analyse und Simulation mit Petrinetzen

- Formales Beschreibungsmittel für Nebenläufigkeit und Synchronisation
- Fachvokabular
  - Lebendigkeit, Verklemmungen
  - Erreichbarkeit
  - Kontakte, Konflikte
- Petrinetz-Schablonen
- Analyse und Simulation mit Software

Analyse und Simulation mit Petrinetzen

- Formales Beschreibungsmittel für Nebenläufigkeit und Synchronisation
- Fachvokabular
  - Lebendigkeit, Verklemmungen
  - Erreichbarkeit
  - Kontakte, Konflikte
- Petrinetz-Schablonen
- Analyse und Simulation mit Software

Analyse und Simulation mit Petrinetzen

- Formales Beschreibungsmittel für Nebenläufigkeit und Synchronisation
- Fachvokabular
  - Lebendigkeit, Verklemmungen
  - Erreichbarkeit
  - Kontakte, Konflikte
- Petrinetz-Schablonen
- Analyse und Simulation mit Software

Zeitbehaftete Petrinetze

Erweiterung von einfachen Petrinetzen um die Zeitaspekte

- Frühester Schaltzeitpunkt nach Aktivierung(»Earliest Firing Time«, EFT)
- Spätester Schaltzeitpunkt nach Aktivierung (»Latest Firing Time«, LFT)

einer Transition.

Zeitbehaftete Petrinetze

Erweiterung von einfachen Petrinetzen um die Zeitaspekte

- Frühester Schaltzeitpunkt nach Aktivierung(»Earliest Firing Time«, EFT)
- Spätester Schaltzeitpunkt nach Aktivierung (»Latest Firing Time«, LFT)

einer Transition.

Zeitbehaftete Petrinetze

Erweiterung von einfachen Petrinetzen um die Zeitaspekte

- Frühester Schaltzeitpunkt nach Aktivierung(»Earliest Firing Time«, EFT)
- Spätester Schaltzeitpunkt nach Aktivierung (»Latest Firing Time«, LFT)

einer Transition.

Schaltintervalle

Spezifikation im Petrinetz als *Statisches Schaltintervall*

- $S : T \rightarrow \mathbf{Q}_0 \times (\mathbf{Q}_0 \cup \infty)$
  also z. B. $S(t_1) = [2, \infty[$

Zuordnung zur Laufzeit als *Dynamisches Schaltintervall*

- $D : T \rightarrow \mathbf{Q}_0 \times (\mathbf{Q}_0 \cup \infty)$

Projektoren: $S(t) = [s_1(t), s_2(t)]$ und $D(t) = [d_1(t), d_2(t)]$

Zeitbehaftete Petrinetze sind eine Verallgemeinerung der klassischen Petrinetze. S für klassische Petrinetze = $[0, \infty)$

Schaltintervalle

Spezifikation im Petrinetz als *Statisches Schaltintervall*

- $S : T \rightarrow \mathbf{Q}_0 \times (\mathbf{Q}_0 \cup \infty)$
  also z. B. $S(t_1) = [2, \infty[$

Zuordnung zur Laufzeit als *Dynamisches Schaltintervall*

- $D : T \rightarrow \mathbf{Q}_0 \times (\mathbf{Q}_0 \cup \infty)$

Projektoren: $S(t) = [s_1(t), s_2(t)]$ und $D(t) = [d_1(t), d_2(t)]$

Zeitbehaftete Petrinetze sind eine Verallgemeinerung der klassischen Petrinetze. S für klassische Petrinetze = $[0, \infty)$

Schaltintervalle

Spezifikation im Petrinetz als *Statisches Schaltintervall*

- $S : T \to \mathbf{Q}_0 \times (\mathbf{Q}_0 \cup \infty)$
  also z. B. $S(t_1) = [2, \infty[$

Zuordnung zur Laufzeit als *Dynamisches Schaltintervall*

- $D : T \to \mathbf{Q}_0 \times (\mathbf{Q}_0 \cup \infty)$

Projektoren: $S(t) = [s_1(t), s_2(t)]$ und $D(t) = [d_1(t), d_2(t)]$

Zeitbehaftete Petrinetze sind eine Verallgemeinerung der klassischen Petrinetze. S für klassische Petrinetze = $[0, \infty)$

TPN-Schaltbereitschaft

Wird t wird zum Zeitpunkt τ_{abs} PN-schaltbereit, d. h.

- unmittelbar zuvor waren nicht alle Eingangsplätze besetzt,
- sie sind es aber zum Zeitpunkt τ_{abs}

dann ist die Transition t im Zeitraum $[\tau_{abs} + s_1(t), \tau_{abs} + s_2(t)]$ TPN-schaltbereit, wenn die PN Schaltbereitschaft

- zu keinem Zeitpunkt unterbrochen und
- durch keinen Schaltvorgang einer im Konflikt stehenden Transition gestört

wurde.

Formal: siehe Grundlagenvorlesung.

TPN-Schaltbereitschaft

Wird t wird zum Zeitpunkt τ_{abs} PN-schaltbereit, d. h.

- unmittelbar zuvor waren nicht alle Eingangsplätze besetzt,
- sie sind es aber zum Zeitpunkt τ_{abs}

dann ist die Transition t im Zeitraum $[\tau_{abs} + s_1(t), \tau_{abs} + s_2(t)]$ TPN-schaltbereit, wenn die PN Schaltbereitschaft

- zu keinem Zeitpunkt unterbrochen und
- durch keinen Schaltvorgang einer im Konflikt stehenden Transition gestört

wurde.

Formal: siehe Grundlagenvorlesung.

TPN-Schaltbereitschaft

Wird t wird zum Zeitpunkt τ_{abs} PN-schaltbereit, d. h.

- unmittelbar zuvor waren nicht alle Eingangsplätze besetzt,
- sie sind es aber zum Zeitpunkt τ_{abs}

dann ist die Transition t im Zeitraum $[\tau_{abs} + s_1(t), \tau_{abs} + s_2(t)]$ TPN-schaltbereit, wenn die PN Schaltbereitschaft

- zu keinem Zeitpunkt unterbrochen und
- durch keinen Schaltvorgang einer im Konflikt stehenden Transition gestört

wurde.

Formal: siehe Grundlagenvorlesung.

TPN-Schaltbereitschaft

Wird t wird zum Zeitpunkt τ_{abs} PN-schaltbereit, d. h.

- unmittelbar zuvor waren nicht alle Eingangsplätze besetzt,
- sie sind es aber zum Zeitpunkt τ_{abs}

dann ist die Transition t im Zeitraum $[\tau_{abs} + s_1(t), \tau_{abs} + s_2(t)]$ TPN-schaltbereit, wenn die PN Schaltbereitschaft

- zu keinem Zeitpunkt unterbrochen und
- durch keinen Schaltvorgang einer im Konflikt stehenden Transition gestört

wurde.

Formal: siehe Grundlagenvorlesung.

TPN-Schaltbereitschaft

Wird t wird zum Zeitpunkt τ_{abs} PN-schaltbereit, d. h.

- unmittelbar zuvor waren nicht alle Eingangsplätze besetzt,
- sie sind es aber zum Zeitpunkt τ_{abs}

dann ist die Transition t im Zeitraum $[\tau_{abs} + s_1(t), \tau_{abs} + s_2(t)]$ TPN-schaltbereit, wenn die PN Schaltbereitschaft

- zu keinem Zeitpunkt unterbrochen und
- durch keinen Schaltvorgang einer im Konflikt stehenden Transition gestört

wurde.

Formal: siehe Grundlagenvorlesung.

TPN-Schaltbereitschaft

Wird t wird zum Zeitpunkt τ_{abs} PN-schaltbereit, d. h.

- unmittelbar zuvor waren nicht alle Eingangsplätze besetzt,
- sie sind es aber zum Zeitpunkt τ_{abs}

dann ist die Transition t im Zeitraum $[\tau_{abs} + s_1(t), \tau_{abs} + s_2(t)]$ TPN-schaltbereit, wenn die PN Schaltbereitschaft

- zu keinem Zeitpunkt unterbrochen und
- durch keinen Schaltvorgang einer im Konflikt stehenden Transition gestört

wurde.
Formal: siehe Grundlagenvorlesung.

Zuweisung des dynamischen Schaltintervalls

- Transition ist nicht PN-schaltbereit: $D = \varnothing$
- Transition wird zum Zeitpunkt τ_{abs} PN-schaltbereit:
  $d_1(t) = s_1(t); d_2(t) = s_2(t)$
- Transition ist nach $\tau_{abs} + \tau$ immer noch PN-schaltbereit:
  $d_1(t) = max\{0, s_1(t) - \tau\}; d_2(t) = s_2(t) - \tau$

τ ist dabei die Stoppuhr, die zum Zeitpunkt τ_{abs} zu laufen beginnt und mit dem Schaltzeitpunkt, spätestens jedoch mit τ_{abs} + $s_2(t)$ stoppt.

Zustände von TPNs

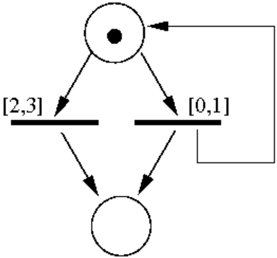
Der aktuelle Zustand eines zeitbehafteten Petrinetzes (TPN) ist nun ein Paar (M, D) bestehend aus

- der Markierung M des Petrinetzes
- und dem Vektor D der aktuellen Schaltintervalle

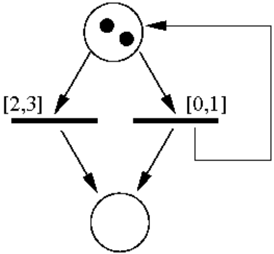
Zeitbehaftete Petrinetze

Analysierbarkeit

- TPNs sind komplexer und ausdrucksstärker als einfache Petrinetze, dafür aber nicht so gut analysierbar.
- Analyse der Erreichbarkeit und Beschränktheit i. A. unentscheidbar, oft jedoch möglich.



Konfliktsituation



kein Konflikt

Zustandsklassen

Menge der Nachfolger-Zustände im Allgemeinen unendlich. Daher Bildung von *Zustandsklassen* $C = (M, D^*)$ mit

- einer Markierung M
- der Vereinigung D^* der dann möglichen dynamischen Schaltintervalle jeder Transition

durch eine rekursive Prozedur.

Zustandsklassen

Menge der Nachfolger-Zustände im Allgemeinen unendlich. Daher Bildung von *Zustandsklassen* $C = (M, D^*)$ mit

- einer Markierung M
- der Vereinigung D^* der dann möglichen dynamischen Schaltintervalle jeder Transition

durch eine rekursive Prozedur.

Zustandsklassen

Menge der Nachfolger-Zustände im Allgemeinen unendlich. Daher Bildung von *Zustandsklassen* $C = (M, D^*)$ mit

- einer Markierung M
- der Vereinigung D^* der dann möglichen dynamischen Schaltintervalle jeder Transition

durch eine rekursive Prozedur.

Zustandsklassen

Menge der Nachfolger-Zustände im Allgemeinen unendlich. Daher Bildung von *Zustandsklassen* $C = (M, D^*)$ mit

- einer Markierung M
- der Vereinigung D^* der dann möglichen dynamischen Schaltintervalle jeder Transition

durch eine rekursive Prozedur.

Werkzeug und Aufgabe

- TINA/LAAS
  Laboratoire d'Analyse et d'Architecture des Systèmes
- Bedienung: »effizient« bis eigenwillig

Werkzeug und Aufgabe

- TINA/LAAS
  Laboratoire d'Analyse et d'Architecture des Systèmes
- Bedienung: »effizient« bis eigenwillig

TINA Benutzung

Editiermodus

Grafischer Editiermodus für *Time Petri Nets*:

- Strg + Linke Maustaste: Auf Zeichenfläche bewegen
- Hochstell + Linke Maustaste: Zeichenfläche zoomen
- Strg + g: Zeichenraster einblenden
- Mittlere Maustaste: Stelle erzeugen
- Strg + Mittlere Maustaste: Transition erzeugen
- Mittlere Maustaste + ziehen: Relation erzeugen
- Rechte Maustaste auf Element: Eigenschaften ändern

Alle Bedientechniken sind im Menüpunkt »help« beschrieben.

TINA Benutzung

Analysefunktionen

- Reachability: Hier empfiehlt sich die Analyse des Zustandsklassengraphen (*marking graph*). Als Ausgabeformat eignet sich zur manuellen Interpretation das Format “verbose”.
- Stepper Simulation: Zeitfortschritt kann manuell gesteuert werden. Bei den Transitionen wird das dynamische Zeitintervall angezeigt und können, wenn rot markiert, geschaltet werden.