1 Definitionen

Stand: 26. Juni 2017

Kombination aus [BFLV16] und [Sch16]

Definition 1.1 (*Modal Interface Error-I/O-Transitionssystem*). *Ein* Modal Interface Error-I/O-Transitionssytem (MEIO) *ist ein Tupel* $(P, I, O, \longrightarrow, \dashrightarrow, p_0, E)$ *mit:*

- *P: Menge der Zustände,*
- *$p_0 \in P$: Startzustand,*
- *I, O: disjunkte Input- und Outputaktionen,*
- *$A = I \cup O$: Alphabet,*
- *$\tau \notin A$: interne Aktion,*
- *$\longrightarrow \; \subseteq P \times (A \cup \{\tau\}) \times P$: must-Transitions-Relation,*
- *$\dashrightarrow \; \subseteq P \times (A \cup \{\tau\}) \times P$: may-Transitions-Relation,*
- *$E \subseteq P$: Menge der Fehler-Zustände.*

Es wird vorausgesetzt, dass die Eigenschaft $\forall \alpha \in A \cup \{\tau\} : p \xrightarrow{\alpha} p' \Rightarrow p \overset{\alpha}{\dashrightarrow} p'$ (syntaktische Konsistenz) gilt.

TODO: ab hier Transitionen nicht zu Mengen, sondern zu einem Zustand umändern

Must-Transitionen sind Transitionen, die von einer Verfeinerung implementiert werden müssen. Die may-Transitionen sind hingegen die zulässigen Transitionen für eine Verfeinerung.

MEIOs werden in dieser Arbeit durch ihre Zustandsmenge (z.B. P) identifiziert und falls notwendig werden damit auch die Komponenten indiziert (z.B. I_P anstatt I). Falls der MEIO selbst bereits einen Index hat (z.B. P_1) kann an der Komponente die Zustandsmenge als Index wegfallen und nur noch der Index des gesamten Automaten verwendet werden (z.B. I_1 anstatt I_{P_1}). Zusätzlich stehen i, o, a, ω und α für Buchstaben aus den Alphabeten $I, O, A, O \cup \{\tau\}$ und $A \cup \{\tau\}$. Es kann $A = I/O$ geschrieben werden um die Inputs und Outputs eines Alphabets hervorzuheben. Im Zusammenhang mit schwachen Transitionen wird die Notation $\hat{\alpha}$ verwendet, wobei gilt $\hat{\alpha} =_{\text{df}} a$, falls $\alpha = a \neq \tau$ und $\hat{\alpha} =_{\text{df}} \varepsilon$, falls $\alpha = \tau$. Desweiteren werden Outputs und die interne Aktion *lokale Aktionen* genannt, da sie lokal vom ausführenden MEIO kontrolliert sind. Um eine

Erleichterung der Notation zu erhalten, soll gelten, dass $p \xrightarrow{a} p', p \stackrel{a}{\not\longrightarrow}$ und $p \stackrel{a}{\not\dashrightarrow}$ für $p \stackrel{a}{\dashrightarrow} \{p'\}, \nexists P' : p \stackrel{a}{\dashrightarrow} P'$ und $\nexists p' : p \stackrel{a}{\dashrightarrow} p'$ stehen soll. In Graphiken wird eine Aktion a als $a?$ notiert, falls $a \in I$ und $a!$, falls $a \in O$. Must-Transitionen (may-Transitionen) werden als durchgezogener Pfeil gezeichnet (gestrichelter Pfeil). Entsprechend der syntaktischen Konsistenz repräsentiert jede gezeichnete must-Transition auch gleichzeitig die zugrundeliegende may-Transitionen.

Definition 1.2 (*Parallelprodukt*). *Zwei MEIOs P_1, P_2 sind* komponierbar, *falls $O_1 \cap O_2 = \emptyset$. Für solche MEIOs ist das Produkt $P_1 \otimes P_2 = ((P_1 \times P_2), I, O, \longrightarrow, \dashrightarrow, (p_{01}, p_{02}), E)$ definiert mit:* TODO: erzwungenen Zeilenumbruch kontrollieren

- $I = (I_1 \cup I_2) \backslash (O_1 \cup O_2)$,
- $O = (O_1 \cup O_2)$,
- $\longrightarrow, \dashrightarrow$: *kleinste Relationen, die die folgenden Regeln erfüllen:*

  (PMust1) $(p_1, p_2) \xrightarrow{\alpha} P_1' \times \{p_2\}$, *falls* $p_1 \xrightarrow{\alpha} P_1'$ *und* $\alpha \notin A_2$,

  (PMust2) $(p_1, p_2) \xrightarrow{\alpha} \{p_1\} \times P_2'$, *falls* $p_2 \xrightarrow{\alpha} P_2'$ *und* $\alpha \notin A_1$,

  (PMust3) $(p_1, p_2) \xrightarrow{a} P_1' \times P_2'$, *falls* $p_1 \xrightarrow{a} P_1'$ *und* $p_2 \xrightarrow{a} P_2'$,

  (PMay1) $(p_1, p_2) \stackrel{\alpha}{\dashrightarrow} P_1' \times \{p_2\}$, *falls* $p_1 \stackrel{\alpha}{\dashrightarrow} P_1'$ *und* $\alpha \notin A_2$,

  (PMay2) $(p_1, p_2) \stackrel{\alpha}{\dashrightarrow} \{p_1\} \times P_2'$, *falls* $p_2 \stackrel{\alpha}{\dashrightarrow} P_2'$ *und* $\alpha \notin A_1$,

  (PMay3) $(p_1, p_2) \stackrel{a}{\dashrightarrow} P_1' \times P_2'$, *falls* $p_1 \stackrel{a}{\dashrightarrow} P_1'$ *und* $p_2 \stackrel{a}{\dashrightarrow} P_2'$.

- $$\begin{aligned} E = {} & (P_1 \times E_2) \cup (E_1 \times P_2) && \textit{geerbte Fehler} \\ & \left.\begin{aligned} &\cup \left\{(p_1, p_2) \mid \exists a \in O_1 \cap I_2 : p_1 \stackrel{a}{\dashrightarrow} \wedge p_2 \stackrel{a}{\not\longrightarrow}\right\} \\ &\cup \left\{(p_1, p_2) \mid \exists a \in I_1 \cap O_2 : p_1 \stackrel{a}{\not\longrightarrow} \wedge p_2 \stackrel{a}{\dashrightarrow}\right\} \end{aligned}\right\} && \textit{neue Kommunikationsfehler} \end{aligned}$$

Definition 1.3 (*Schwache Transitionens-Relation*). *Für einen beliebigen MEIO P, sind schwache must- ($\Longrightarrow$) und may-Transitions-Relationen ($\stackrel{}{=\!=\!\Rightarrow}$) die kleinsten Relationen die die folgenden Eigenschaften erfüllen, dabei ist $P' \stackrel{\hat{\alpha}}{\Longrightarrow} P''$ eine Abkürzung für $\forall p \in P' \exists P_p : p \stackrel{\hat{\alpha}}{\Longrightarrow} P_p$ und $P'' = \bigcup_{p \in P'} P_p$:*

1. $p \stackrel{\varepsilon}{\Longrightarrow} \{p\}\ \forall p \in P$,
2. $p \xrightarrow{\tau} P'$ *und* $P' \stackrel{\hat{\alpha}}{\Longrightarrow}$ *impliziert* $p \stackrel{\hat{\alpha}}{\Longrightarrow} P''$,
3. $p \xrightarrow{a} P'$ *und* $P' \stackrel{\varepsilon}{\Longrightarrow}$ *impliziert* $p \stackrel{a}{\Longrightarrow} P''$,
4. $p \stackrel{\varepsilon}{=\!=\!\Rightarrow} p\ \forall p \in P$,
5. $p \stackrel{\varepsilon}{=\!=\!\Rightarrow} p'' \stackrel{\tau}{\dashrightarrow} p'$ *impliziert* $p \stackrel{\varepsilon}{=\!=\!\Rightarrow} p$,
6. $p \stackrel{\varepsilon}{=\!=\!\Rightarrow} p'' \stackrel{\alpha}{\dashrightarrow} p''' \stackrel{\varepsilon}{=\!=\!\Rightarrow}$ *impliziert* $p \stackrel{\alpha}{=\!=\!\Rightarrow} p$,

Transitionen, die wie in Fall 3 aufgebaut sind, werden auch als $\xrightarrow{a}\xRightarrow{\varepsilon}$ *notiert und schwach-endende must-Transition* TODO: *Übersetzung überlegen* *genannt. Analog steht* $\overset{a}{\dashrightarrow}\overset{\varepsilon}{\Longrightarrow}$ *für eine schwach-endende may-Transition.*

Definition 1.4 (*MIA Verfeinerunge*). *Seien P und Q MIAs mit gemeinsamen Input- und Output-Alphabeten. Dann ist $\mathcal{R} \subseteq P \times Q$ eine MIA-Verfeinerungs-Relation, falls für alle $(p, q) \in \mathcal{R}$ mit $q \neq e_Q$ die folgenden Eigenschaften erfüllt sind:*

(i) $p \neq e_P$

(ii) $q \xrightarrow{i} Q' \Rightarrow \exists P' : p \xrightarrow{i}\xRightarrow{\varepsilon} P'$ *und* $\forall p' \in P' \exists q' \in Q' : (p', q') \in \mathcal{R}$

(iii) $q \xrightarrow{\omega} Q' \Rightarrow \exists P' : p \xRightarrow{\hat{\omega}} P'$ *und* $\forall p' \in P' \exists q' \in Q' : (p', q') \in \mathcal{R}$

(iv) $p \overset{i}{\dashrightarrow} p' \Rightarrow \exists q' : a \overset{i}{\dashrightarrow}\overset{\varepsilon}{\Longrightarrow} q'$ *und* $(p', q') \in \mathcal{R}$

(v) $p \overset{\omega}{\dashrightarrow} p' \Rightarrow \exists q' : q \overset{\hat{\omega}}{\Longrightarrow} q'$ *und* $(p', q') \in \mathcal{R}$

p MIA-verfeinert q ($p \sqsubseteq q$), falls eine MIA-Verfeinerungs-Relation $\mathcal{R}$ existiert mit $(p, q) \in \mathcal{R}$. Falls es auch in die umgekehrte Richtung eine Verfeinerungsrelation gibt, sind die beiden Zustände äquivalent, was durch $\sqsupseteq\sqsubseteq$ ausgedrückt wird. Für zwei MIAs gilt $P \sqsubseteq Q$, falls $p_0 \sqsubseteq q_0$.

Literaturverzeichnis

[BFLV16] Ferenc Bujtor, Sascha Fendrich, Gerald Lüttgen, und Walter Vogler, *Nondeterministic Modal Interfaces*, Theor. Comput. Sci. **642** (2016), 24–53.

[Sch16] Ayleen Schinko, *Kommunikationsfehler, Verklemmung und Divergenz bei Interface-Automaten*, Bachelorarbeit, Universität Augsburg, 2016.