

1 Grundlagen

Stand: 12. September 2017

1.1 Definitionen

Das Definitions-Kapitel wurde auf Grundlage von [BV15b] und [Sch16] zusammengestellt und teilweise von [BFLV16] beeinflusst.

Definition 1.1 (Modal Error-I/O-Transitionssystem). Ein Modales Error-I/O-Transitionssystem (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 Mengen der (sichtbaren) Input- und Output-Aktionen,
- $\longrightarrow \subseteq P \times \Sigma_\tau \times P$: must-Transitions-Relation,
- $\dashrightarrow \subseteq P \times \Sigma_\tau \times P$: may-Transitions-Relation,
- $E \subseteq P$: Menge der Fehler-Zustände.

Es wird vorausgesetzt, dass $\longrightarrow \subseteq \dashrightarrow$ (syntaktische Konsistenz) gilt.

Das Alphabet bzw. die Aktionsmenge eines MEIO ist $\Sigma = I \cup O$. Die interne Aktion τ ist nicht in Σ enthalten. Jedoch wird $\Sigma_\tau := \Sigma \cup \{\tau\}$ definiert. Die Signatur eines MEIOs entspricht $\text{Sig}(P) = (I, O)$.

Falls $\longrightarrow = \dashrightarrow$ gilt, wird P auch Implementierung genannt.

Implementierungen entsprechen den z.B. in [Sch16] behandelten EIOs.

Must-Transitionen sind Transitionen, die von einer Verfeinerung implementiert werden müssen. Die may-Transitionen sind hingegen die zulässigen Transitionen für eine Verfeinerung. Alle nicht vorhandenen must- und may-Transitionen dürfen auch in keiner Verfeinerung einer Spezifikation in MEIO-Form auftauchen. Diese Forderungen werden in den Definitionen der Verfeinerungen in 1.3 und 1.4 berücksichtigt.

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 das 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 Transitionssystems

verwendet werden (z.B. I_1 anstatt I_{P_1}). Zusätzlich stehen i, o, a, ω und α für Buchstaben aus den Alphabeten $I, O, \Sigma, O \cup \{\tau\}$ und Σ_τ .

Es wird die Notation $p \xrightarrow{\alpha} p'$ für $(p, \alpha, p') \in \xrightarrow{\alpha}$ und $p \xrightarrow{\alpha} p'$ für $\exists p' : (p, \alpha, p') \in \xrightarrow{\alpha}$ verwendet. Dies kann entsprechend auf Buchstaben-Sequenzen $w \in \Sigma_\tau^*$ erweitert werden: $p \xrightarrow{w} p'$ ($p \xrightarrow{w}$) steht für die Existenz eines *Laufes* $p \xrightarrow{\alpha_1} p_1 \xrightarrow{\alpha_2} \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n} p'$ ($p \xrightarrow{\alpha_1} p_1 \xrightarrow{\alpha_2} \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}$) mit $w = \alpha_1 \dots \alpha_n$.

Desweiteren soll $w|_B$ die Aktions-Sequenz bezeichnen, die man erhält, wenn man aus w alle Aktionen löscht, die nicht in $B \subseteq \Sigma$ enthalten sind. \hat{w} steht für $w|_\Sigma$. Es wird $p \xRightarrow{w} p'$ für ein $w \in \Sigma^*$ geschrieben, falls $\exists w' \in \Sigma_\tau^* : \hat{w}' = w \wedge p \xrightarrow{w'} p'$, und $p \xRightarrow{w}$, falls $p \xRightarrow{w} p'$ für ein beliebiges p' gilt. Falls $p_0 \xRightarrow{w} p$ gilt, dann wird w *Trace* genannt und p ist ein *erreichbarer Zustand*.

Analog zu $\xrightarrow{\alpha}$ und \xRightarrow{w} werden \longrightarrow und \Longrightarrow für die entsprechenden Relationen der must-Transition verwendet.

Outputs und die interne Aktion werden *lokale Aktionen* genannt, da sie lokal vom ausführenden MEIO kontrolliert sind.

Um die Notation zu vereinfachen soll $p \xrightarrow{a} p'$ und $p \xrightarrow{a} p'$ für $\neg \exists p' : p \xrightarrow{a} p'$ und $\neg \exists p' : p \xrightarrow{a} p'$ stehen. $p \xrightarrow{a} p' \xRightarrow{\varepsilon} p'$ wird geschrieben, wenn p'' existiert, so dass $p \xrightarrow{a} p'' \xRightarrow{\varepsilon} p'$ gilt. Diese Transition wird auch als *schwach-nachlaufende must-Transition* bezeichnet. Entsprechend steht $\xrightarrow{a} \xRightarrow{\varepsilon}$ für die *schwach-nachlaufende may-Transition*.

In Grafiken 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 (Parallelkomposition). Zwei MEIOs $P_1 = (P_1, I_1, O_1, \longrightarrow_1, \xrightarrow{\alpha}_1, p_{01}, E_1)$ und $P_2 = (P_2, I_2, O_2, \longrightarrow_2, \xrightarrow{\alpha}_2, p_{02}, E_2)$ sind komponierbar, falls $O_1 \cap O_2 = \emptyset$. Für solche MEIOs ist die Parallelkomposition $P_{12} := P_1 \parallel P_2 = ((P_1 \times P_2), I, O, \longrightarrow_{12}, \xrightarrow{\alpha}_{12}, (p_{01}, p_{02}), E)$ definiert mit: TODO: erzwungenen Zeilenumbrüche kontrollieren

- $I = (I_1 \cup I_2) \setminus (O_1 \cup O_2),$
- $O = (O_1 \cup O_2),$
- $\longrightarrow_{12} = \left\{ ((p_1, p_2), \alpha, (p'_1, p'_2)) \mid p_1 \xrightarrow{\alpha}_1 p'_1, \alpha \in \Sigma_\tau \setminus \text{Synch}(P_1, P_2) \right\} \\ \cup \left\{ ((p_1, p_2), \alpha, (p_1, p'_2)) \mid p_2 \xrightarrow{\alpha}_2 p'_2, \alpha \in \Sigma_\tau \setminus \text{Synch}(P_1, P_2) \right\} \\ \cup \left\{ ((p_1, p_2), \alpha, (p'_1, p'_2)) \mid p_1 \xrightarrow{\alpha}_1 p'_1, p_2 \xrightarrow{\alpha}_2 p'_2, \alpha \in \text{Synch}(P_1, P_2) \right\},$
- $\xrightarrow{\alpha}_{12} = \left\{ ((p_1, p_2), \alpha, (p'_1, p'_2)) \mid p_1 \xrightarrow{\alpha}_1 p'_1, \alpha \in \Sigma_\tau \setminus \text{Synch}(P_1, P_2) \right\} \\ \cup \left\{ ((p_1, p_2), \alpha, (p_1, p'_2)) \mid p_2 \xrightarrow{\alpha}_2 p'_2, \alpha \in \Sigma_\tau \setminus \text{Synch}(P_1, P_2) \right\} \\ \cup \left\{ ((p_1, p_2), \alpha, (p'_1, p'_2)) \mid p_1 \xrightarrow{\alpha}_1 p'_1, p_2 \xrightarrow{\alpha}_2 p'_2, \alpha \in \text{Synch}(P_1, P_2) \right\},$

$$\bullet \left. \begin{array}{l} E = (P_1 \times E_2) \cup (E_1 \times P_2) \\ \cup \left\{ (p_1, p_2) \mid \exists a \in O_1 \cap I_2 : p_1 \xrightarrow{a} p_1 \wedge p_2 \not\xrightarrow{a} p_2 \right\} \\ \cup \left\{ (p_1, p_2) \mid \exists a \in I_1 \cap O_2 : p_1 \not\xrightarrow{a} p_1 \wedge p_2 \xrightarrow{a} p_2 \right\} \end{array} \right\} \begin{array}{l} \text{geerbte Fehler} \\ \text{neue Kommunikationsfehler.} \end{array}$$

Dabei bezeichnet $\text{Synch}(P_1, P_2) = (I_1 \cap O_2) \cup (O_1 \cap I_2) \cup (I_1 \cap I_2)$ die Menge der zu synchronisierenden Aktionen. Die synchronisierten Aktionen werden zu Inputs (im Fall $(I_1 \cap I_2)$) bzw. Outputs (alle anderen Fälle) der Komposition.

P_1 ist ein Partner von P_2 , wenn P_1 und P_2 duale Signaturen $\text{Sig}(P_1) = (I, O)$ und $\text{Sig}(P_2) = (O, I)$ haben.

Die Definition der Parallelkomposition sagt aus, dass ein neuer Fehler entsteht, wenn eines der MEIOs die Möglichkeit für einen Output hat (may-Transition) und das andere MEIO den passenden Input nicht sicher stellt (keine must-Transition vorhanden). Es muss also in möglichen Implementierungen nicht wirklich zu diesem Fehler kommen, da die Output-Transition nicht zwingendermaßen implementiert werden muss und die may-Input-Transition trotzdem erlaubt sein kann.

Durch die Synchronisation von Inputs kann es zu keinen neuen Fehler kommen, da die Inputs in beiden Transitionssystemen keine lokal kontrollierten Aktionen sind. Falls jedoch nur eines der Transitionssysteme einen Input sicherstellt, der synchronisiert wird, wird dieser Input in der Parallelkomposition nicht mehr sicher gestellt. Es kann also in der Kommunikation mit einem weiteren MEIO dort zu einem neuen Fehler kommen.

Definition 1.3 (alternierende Simulation). Eine Relation $\mathcal{R} \subseteq P \times Q$ auf zwei MEIOs P und Q mit gleicher Signatur ist eine (starke) alternierende Simulation, wenn für alle $(p, q) \in \mathcal{R}$ mit $q \notin E_Q$ und alle $\alpha \in \Sigma_\tau$ gilt:

1. $p \notin E_P$,
2. falls $q \xrightarrow{\alpha} q'$ gilt, gibt es eine Transition $p \xrightarrow{\alpha} p'$ für ein p' mit $p' \mathcal{R} q'$,
3. falls $p \xrightarrow{\alpha} p'$ gilt, gibt es eine Transition $q \xrightarrow{\alpha} q'$ für ein q' mit $p' \mathcal{R} q'$.

Die Vereinigung \sqsubseteq_{as} aller dieser Simulations-Relationen wird als (starke) as-Verfeinerung(-s Relation) (auch modal Verfeinerung) bezeichnet. Falls für die Startzustände von zwei MEIOs $p_0 \sqsubseteq_{\text{as}} q_0$ gilt, wird auch $P \sqsubseteq_{\text{as}} Q$ für die Transitionssysteme geschrieben. $P \sqsubseteq_{\text{as}} Q$ bedeutet, dass P Q (stark) as-verfeinert oder dass P eine (starke) as-Verfeinerung von Q ist.

Für ein MEIO Q und eine Implementierung P mit $P \sqsubseteq_{\text{as}} Q$, ist P eine as-Implementierung von Q und es wird $\text{as-impl}(Q)$ für die Menge aller as-Implementierungen von Q verwendet.

Da für zwei MEIOs P und Q und alle möglichen Zustands-Tupel (p, q) in einer alternierenden Simulations-Relation \mathcal{R} gelten muss, dass aus $q \notin E_Q$ folgt, dass auch p nicht in E_P enthalten ist, gilt auch die Implikation $p \in E_P \Rightarrow q \in E_Q$.

Für LTS (Labelled Transition Systems), die nach Definition keine Modalitäten und keine Fehler-Zustände enthalten, entspricht die as-Verfeinerung einer Bisimulation. Dafür müssen die Transitionen eines LTS als must-Transitionen aufgefasst werden. Man kann also auf LTS mit einer as-Verfeinerungs-Relation zwischen zwei Systemen deren Äquivalenz beweisen.

TODO: falls möglich passendes Quellen Beispiel einfügen

Auf den EIO, die z.B. in [Sch16] betrachtet wurden, lässt die as-Verfeinerungs-Relation zu, dass es in einer Verfeinerung möglicherweise weniger Fehler gibt und zusätzliches Verhalten, dass die Spezifikation nicht hatte. Die EIOs entsprechen Implementierungen von MEIOs, es ist also möglich, eine Implementierung mit Fehler durch eine andere as zu verfeinern, die keine Fehler enthält, aber potentiell zusätzliches Verhalten aufweist.

TODO: Beispiel einfügen TODO: Beispiel einfügen

Falls eine Implementierung bereits frei von Fehler-Zuständen ist, entspricht sie einem LTS und kann somit nur noch durch äquivalente Implementierungen „verfeinert“ werden.

Definition 1.4 (schwache alternierende Simulation). Eine Relation $\mathcal{R} \subseteq P \times Q$ auf zwei MEIOs P und Q mit gleicher Signatur ist eine schwache alternierende Simulation, wenn für alle $(p, q) \in \mathcal{R}$ mit $q \notin E_Q$ und $i \in I$ und $\omega \in O \cup \{\tau\}$ gilt:

1. $p \notin E_P$,
2. falls $q \xrightarrow{i}_Q q'$ gilt, gibt es eine Transition $p \xrightarrow{i}_P \xRightarrow{\varepsilon}_P p'$ für ein p' mit $p' \mathcal{R} q'$,
3. falls $q \xrightarrow{\omega}_Q q'$ gilt, gibt es eine Transition $p \xRightarrow{\hat{\omega}}_P p'$ für ein p' mit $p' \mathcal{R} q'$,
4. falls $p \xrightarrow{i}_P p'$ gilt, gibt es eine Transition $q \xrightarrow{i}_Q \xRightarrow{\varepsilon}_Q q'$ für ein q' mit $p' \mathcal{R} q'$,
5. falls $p \xrightarrow{\omega}_P p'$ gilt, gibt es eine Transition $q \xRightarrow{\hat{\omega}}_Q q'$ für ein q' mit $p' \mathcal{R} q'$.

Analog zur starken alternierenden Simulation, wird hier \sqsubseteq_{w-as} als Relationssymbol für die Vereinigung aller schwachen Simulations-Relationen verwendet und man kann auch entsprechend schwache as-Verfeinerungen definieren.

Für ein MEIO Q und eine Implementierung P mit $P \sqsubseteq_{w-as} Q$, ist P eine w-as-Implementierung von Q und es wird $w-as-impl(Q)$ für die Menge aller w-as-Implementierungen von Q verwendet.

Die schwache Simulation erlaubt interne Aktionen des MEIO, das eine Aktion matchen muss. Jedoch ist es zwingend notwendig, dass ein Input sofort ausgeführt wird und erst dann interne Aktinen möglich sind, da ein Input die Reaktion auf eine Aktion ist, die die Umwelt auslöst, welche nicht auf das Transitionssystem warten kann. Outputs hingegen können auch verzögert werden, da die Umgebung diese dann als Inputs aufnimmt und für die Umgebung diese Aktionen nicht lokal kontrolliert sind.

Auch für alle Tupel (p, q) in einer schwach alternierenden Simulations-Relation \mathcal{R} gilt $p \in E_P \Rightarrow q \in E_Q$.

Wie üblich kann man zeigen, dass \sqsubseteq_{as} (bzw. $\sqsubseteq_{\text{w-as}}$) eine starke (bzw. schwache) alternierende Simulation ist und die Eigenschaft der Transitivität erfüllt. Die Beweise für diese Aussagen sollen hier entfallen.

Die in der folgende Definition vorgestellte Parallelkomposition von Wörtern und Mengen kann z.B. aus [BV15a] übernommen werden.

Definition 1.5 (*Parallelkomposition auf Traces*).

- Für zwei Wörter $w_1 \in \Sigma_1$ und $w_2 \in \Sigma_2$ ist deren Parallelkomposition definiert als:
 $w_1 \parallel w_2 := \{w \in (\Sigma_1 \cup \Sigma_2)^* \mid w|_{\Sigma_1} = w_1 \wedge w|_{\Sigma_2} = w_2\}.$
- Für zwei Mengen von Wörtern bzw. Sprachen $W_1 \subseteq \Sigma_1^*$ und $W_2 \subseteq \Sigma_2^*$ ist deren Parallelkomposition definiert als: $W_1 \parallel W_2 := \bigcup \{w_1 \parallel w_2 \mid w_1 \in W_1 \wedge w_2 \in W_2\}.$

w_1 und w_2 sind für gewöhnlich Traces von MEIO, die komponiert werden. Das Wort $w_1 \parallel w_2$ ist dann eine Aktionsfolge aus Input und Outputs. Es existiert in einer Parallelkomposition ein Transitionsfolge vom Startzustand aus, die mit den Aktionen aus $w_1 \parallel w_2$ beschriftet ist. Der Trace $w_1 \parallel w_2$ der Parallelkomposition kann also auch als Wort aufgefasst werden, dass verarbeitet wird während es Ablauf des Systems.

Definitionen der Funktionen `prune` und `cont` zum Abschneiden und Verlängern von Traces können ebenso wie die letzte Definition aus z.B. [BV15a] übernommen werden. Hierbei ist zu beachten, dass in dieser Arbeit ε das leere Wort und $\mathfrak{P}(M)$ die Potenzmenge der Menge M bezeichnet.

Definition 1.6 (*Pruning- und Fortsetzungs-Funktion*).

- $\text{prune} : \Sigma^* \rightarrow \Sigma^*, w \mapsto u$, mit $w = uv, u = \varepsilon \vee u \in \Sigma^* \cdot I$ und $v \in O^*$,
- $\text{cont} : \Sigma^* \rightarrow \mathfrak{P}(\Sigma^*), w \mapsto \{wu \mid u \in \Sigma^*\},$
- $\text{cont} : \mathfrak{P}(\Sigma^*) \rightarrow \mathfrak{P}(\Sigma^*), L \mapsto \bigcup \{\text{cont}(w) \mid w \in L\}.$

Definition 1.7 (*Sprache*). Die Sprache eines MEIOs P ist definiert als:

$$L(P) := \left\{ w \in \Sigma^* \mid p_0 \xRightarrow{w}_P \right\}.$$

Somit entspricht die Sprache einer Implementierung der Definition aus [Sch16] für EIOs. Jedoch muss die Sprache einer as-Verfeinerung eines MEIOs nicht mehr Teilmenge der Sprache des MEIOs sein, da Definition 1.3 beliebiges Verhalten nach einem Fehlerzustand in dem zu verfeinernden MEIO zulässt. Falls jedoch das MEIO bereits frei von Fehler-Zuständen ist, ist seine Sprache die Vereinigung der Sprachen all seine möglichen as-Implementierungen.

Von der Sprache einer as-Verfeinerung eines MEIOs kann man nur wenig Rückschlüsse auf die ursprüngliche Sprache ziehen, da man nicht weiß, welche Fehler-Zustände in der Verfeinerung übernommen wurden und welche als normale Zustände mit beliebigen Verhalten umgesetzt wurden.

Man hätte alternativ die Sprache eines MEIOs auf andere Weise definieren können um einen eindeutigen Zusammenhang zwischen dieser und den Sprachen der as-Implementierungen zu erhalten, jedoch wäre dann die Äquivalenz zur EIO Sprach-Definition in [Sch16] verloren gegangen. Eine Implementierung mit Fehler-Zuständen hätte dann eine Sprache mit Wörtern, die sie nicht ausführen können muss.

1.2 Allgemeine Folgerungen

Proposition 1.8 (*Sprache und Implementierungen*). *Für die Sprache eines MEIOs P gilt $L(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} L(P')$.*

Beweis.

Sei P' die as-Implementierung von P , die alle may- und must-Transitionen von P implementiert. Die Definition von P' lautet also:

- $P' = P$,
- $p'_0 = p_0$,
- $I_{P'} = I_P$ und $O_{P'} = O_P$,
- $\longrightarrow_{P'} = \dashrightarrow_{P'} = \dashrightarrow_P$,
- $E_{P'} = \emptyset$.

Die entsprechende starke as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} , die zwischen P' und P gilt, ist die Identitäts-Relation zwischen den Zuständen der Transitionssysteme. Für 1.3.3 betrachten wir $(p, p) \in \mathcal{R}$ mit $p \dashrightarrow_{P'} p'$ in P' . Diese Transition muss auch in P existieren und da \mathcal{R} die Identitäts-Relation ist auch $(p', p') \in \mathcal{R}$ gelten. Alle must-Transitionen in P haben zugrunde liegende may-Transitionen. Es gibt also zu jeder must-Transition $p \xrightarrow{\alpha}_P p'$ in P auch die Transition $p \xrightarrow{\alpha}_{P'} p'$. Es folgt dann auch $(p', p') \in \mathcal{R}$ und dadurch ist auch 1.3.2 erfüllt. Der erste Punkt von 1.3 gilt, da $E_{P'}$ leer ist.

Für alle $w \in L(P) = \{w \in \Sigma^* \mid p_0 \xRightarrow{w}_P\}$ gilt $w \in L(P') = \{w \in \Sigma^* \mid p'_0 \xRightarrow{w}_{P'}\}$, da alle Transitionen von P in P' implementiert werden. \square

Proposition 1.9 (*Sprache der Parallelkomposition*). *Für zwei komponierbare MEIOs P_1 und P_2 gilt: $L_{12} := L(P_{12}) = L_1 \parallel L_2$.*

Beweis. Jedes Wort, dass in L_{12} enthalten ist, hat einen einen entsprechenden Ablauf, der in P_{12} ausführbar ist. Dieser Ablauf kann auf Abläufe von P_1 und P_2 projiziert werden und die Projektionen sind dann in L_1 und L_2 enthalten.

In einer Parallelkomposition werden die Wörter der beiden MEIOs gemeinsam ausgeführt, falls es sich um synchronisierte Aktionen handelt, und verschränkt sequenziell, wenn es sich um unsynchronisierte Aktionen handelt. Somit sind alle Wörter aus $L_1 \parallel L_2$ auch Wörter der Parallelkomposition $L(P_{12})$. \square

Lemma 1.10 (*w-as-Verfeinerung und Parallelkomposition*). Seien P_1 und P_2 komponierbar MEIOs und P'_1 eine schwache as-Verfeinerung von P_1 ist mit der schwachen as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R}_1 . Dann gelten für die Relation $\mathcal{R}_{12} = \{((p'_1, p_2), (p_1, p_2)) \mid (p'_1, p_1) \in \mathcal{R}_1, p_2 \in P_2\}$ die Aussagen 2. bis 5. aus der Definition 1.4.

Beweis. Um zu beweisen, dass \mathcal{R}_{12} die Aussagen 2. bis 5. der Definition 1.4 erfüllt, müssen diese geprüft werden.

Für alle folgenden Fälle wird $((p'_1, p_2), (p_1, p_2))$ immer aus \mathcal{R}_{12} mit $(p_1, p_2) \notin E_{12}$ gewählt.

2. Aus der Definition der schwachen alternierenden Simulation in 1.4 folgt, dass für diesen Punkt zu zeigen ist: $(p_1, p_2) \xrightarrow{i}_{12} (q_1, q_2)$ impliziert $(p'_1, p_2) \xrightarrow{i}_{P'_1 \parallel P_2} \xRightarrow{\varepsilon}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$ für ein (q'_1, q_2) mit $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$.
Die i -must-Transition in $P_1 \parallel P_2$ kann entweder aus der Synchronisation von zwei must-Inputs entstanden sein oder als unsynchronisierte Aktion aus einem der komponierten MEIOs übernommen worden sein.

- Fall 1 ($i \notin \text{Synch}(P_1, P_2)$): Für den Fall i in I_2 ist der Input in P_2 via must-Transition ausführbar und somit sowohl in der Parallelkomposition $P'_1 \parallel P_2$ wie auch in $P_1 \parallel P_2$ als must-Transition vorhanden. Es gilt dann auch $p_1 = q_1$ und $p'_1 = q'_1$, da i kein Input von P_1 ist. Es gilt also die geforderte Transitionsfolge und das geforderte Element der Relation \mathcal{R}_{12} direkt durch die Voraussetzungen.

Für den Rest dieses Punktes wird davon ausgegangen, dass i in I_1 enthalten ist. Es muss also in P_1 die i -Transition als must-Transition von p_1 ausgehen ($p_1 \xrightarrow{i}_1 q_1$). Mit der Relation \mathcal{R}_1 und 1.4.2 folgt, dass in P'_1 i als schwache Transition in der Form $p'_1 \xrightarrow{i}_{P'_1} \xRightarrow{\varepsilon}_{P'_1} q'_1$ ausführbar ist und $q'_1 \mathcal{R}_1 q_1$ gelten muss. $p_2 = q_2 \in P_2$ muss erfüllt sein, da i nicht in Σ_2 enthalten ist und p_2 nach Voraussetzung ein Zustand von P_2 sein muss. In der Komposition von P'_1 mit P_2 entsteht die Transitionsfolge $(p'_1, p_2) \xrightarrow{i}_{P'_1 \parallel P_2} \xRightarrow{\varepsilon}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$. Mit der Definition von \mathcal{R}_{12} kann daraus $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$ gefolgert werden.

- Fall 2 ($i \in \text{Synch}(P_1, P_2)$): Damit i auch in $P_1 \parallel P_2$ ein Input ist, muss $i \in I_1 \cap I_2$ gelten. Um die Transition $(p_1, p_2) \xrightarrow{i}_{12} (q_1, q_2)$ in der Komposition möglich zu machen, muss in beiden Transitionssystemen P_j $p_j \xrightarrow{i}_j q_j$ gelten. Durch \mathcal{R}_1 und die Definition 1.4.2 folgt $p'_1 \xrightarrow{i}_{P'_1} \xRightarrow{\varepsilon}_{P'_1} q'_1$ mit $(q'_1, q_1) \in \mathcal{R}_1$. Daraus ergibt sich $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$ mit der Definition von \mathcal{R}_{12} . Durch die Synchronisation der i -Inputs von P'_1 und P_2 gilt $(p'_1, p_2) \xrightarrow{i}_{P'_1 \parallel P_2} \xRightarrow{\varepsilon}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$.

3. Analog zu 2. kann für diesen Punkt $(p_1, p_2) \xrightarrow{\omega}_{12} (q_1, q_2)$ impliziert $(p'_1, p_2) \xRightarrow{\hat{\omega}}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$ für ein (q'_1, q_2) mit $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$ gezeigt werden.
Die ω -Transition in $P_1 \parallel P_2$ ist entweder aus einem synchronisierten oder aus einem unsynchronisierten ω entstanden.

- Fall 1 ($\omega \notin \text{Synch}(P_1, P_2)$): Der Fall ω ist eine Aktion, die in P_2 ausgeführt wird, verläuft analog zum Fall i in I_2 im Fall 1 des zweiten Punkt dieses Beweises. Es sei also im folgenden ω ein Output oder eine internen Aktion von P_1 . Um in der Komposition $P_1 \parallel P_2$ die must-Transition zu erhalten muss bereits für die Transition in P_1 $p_1 \xrightarrow{\omega}_1 q_1$ gelten sowie $p_2 = q_2$ in P_2 . Mit 1.4.3 kann für \mathcal{R}_1 gefolgert werden, dass $p'_1 \xRightarrow{\hat{\omega}}_{P'_1} q'_1$ mit $(q'_1, q_1) \in \mathcal{R}_1$ gilt. In der Komposition folgt dann $(p'_1, p_2) \xRightarrow{\hat{\omega}}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$. Zusätzlich gilt auch die Zugehörigkeit des Zustands-Tupels $((q'_1, q_2), (q_1, q_2))$ zur Relation \mathcal{R}_{12} .
 - Fall 2 ($\omega \in \text{Synch}(P_1, P_2)$): Da in der Menge $\text{Synch}(P_1, P_2)$ nur Inputs und Outputs enthalten sein können, muss in diesem Fall $\omega \neq \tau$ gelten. Um einen Output ω in der Parallelkomposition von P_1 und P_2 zu erhalten, muss entweder $\omega \in I_1 \cap O_2$ oder $\omega \in O_1 \cap I_2$ gelten. Für beide Fälle müssen die Transitionen $p_1 \xrightarrow{\omega}_1 q_1$ und $p_2 \xrightarrow{\omega}_2 q_2$ in den einzelnen Komponenten enthalten sein. Mit \mathcal{R}_1 und 1.4.2 folgt im Fall $\omega \in I_1$ $p'_1 \xrightarrow{\omega}_{P'_1} \xRightarrow{\varepsilon}_{P'_1} q'_1$ und $q'_1 \mathcal{R}_1 q_1$. Im Fall $\omega \in O_1$ erhält man durch \mathcal{R}_1 und 1.4.3 die Transition $p'_1 \xRightarrow{\omega}_{P'_1} q'_1$ mit $q'_1 \mathcal{R}_1 q_1$. Da ω in beiden Fällen keine interne Aktion ist, gilt $\omega = \hat{\omega}$. In der Parallelkomposition von P'_1 und P_2 werden zuerst die internen Aktionen von P'_1 ausgeführt, falls diese existieren, bis dort die Aktion ω erreicht ist, dann wird ω synchronisiert und danach werden die restlichen internen Aktionen ausgeführt, bis man beim Zuständen q_1 angekommen ist. Es ergibt also die Transitionsfolge $(p'_1, p_2) \xRightarrow{\hat{\omega}}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$ und das Tupel $((q'_1, q_2), (q_1, q_2))$ in der Relation \mathcal{R}_{12} .
4. $(p'_1, p_2) \xrightarrow{-i}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$ impliziert $(p_1, p_2) \xrightarrow{-i}_{12} \xRightarrow{\varepsilon}_{12} (q_1, q_2)$ für ein (q_1, q_2) mit $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$ ist die Voraussetzung des 4. Punktes, um zu beweisen, dass \mathcal{R}_{12} eine schwache as-Verfeinerungs-Relation, bis auf die Erfüllung von 1. aus der Definition 1.4, ist.

Die Transition i kann durch Synchronisation von zwei Transitionen entstanden sein oder durch eine Transition aus einer der beiden Komponenten mit der Voraussetzung $i \notin \text{Synch}(P'_1, P_2)$.

- Fall 1 ($i \notin \text{Synch}(P'_1, P_2)$): Der Fall i in I_2 verläuft analog zum selben Fall im Fall 1 des Beweis des zweiten Punktes. Es muss nur must durch may ersetzt werden. Es kann also für den Rest diese Punktes davon ausgegangen werden, dass i in I_1 enthalten ist. Es muss in P'_1 eine ausgehende i -Transition von Zustand p'_1 geben, so dass $p'_1 \xrightarrow{-i}_1 q'_1$ gilt. Mit der Relation \mathcal{R}_1 und 1.4.4 folgt, dass in P_1 i als schwache Transition der Form $p_1 \xrightarrow{-i}_1 \xRightarrow{\varepsilon}_1 q_1$ ausführbar sein und $q'_1 \mathcal{R}_1 q_1$ gelten muss. Mit der Definition von \mathcal{R}_{12} kann dann $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$ gefolgert werden. In der Parallelkomposition von P_1 und P_2 entsteht die Transitionsfolge $(p_1, p_2) \xrightarrow{-i}_{12} \xRightarrow{\varepsilon}_{12} (q_1, q_2)$ mit $p_2 = q_2$.
- Fall 2 ($i \in \text{Synch}(P'_1, P_2)$): Damit i auch in $P'_1 \parallel P_2$ ein Input ist, muss $i \in I_1 \cap I_2$ gelten. Um die Transition $(p'_1, p_2) \xrightarrow{-i}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$ in der Komposition möglich

zu machen, muss in den Transitionssystemen P'_1 und P_2 $p'_1 \xrightarrow{i}_{P'_1} q'_1$ bzw. $p_2 \xrightarrow{i}_{P_2} q_2$ gelten. Durch \mathcal{R}_1 und die Definition 1.4.4, die für diese Relation gilt, folgt $p_1 \xrightarrow{i}_{P_1} q_1$ mit $(q'_1, q_1) \in \mathcal{R}_1$. Es gilt also $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$. Durch die Synchronisation des Inputs i in der Komposition von P_1 und P_2 ergibt sich $(p_1, p_2) \xrightarrow{i}_{P_1 \parallel P_2} (q_1, q_2)$.

5. Analog zu 3. und 4. kann für diesen Punkt $(p'_1, p_2) \xrightarrow{\omega}_{P'_1 \parallel P_2} (q'_1, q_2)$ impliziert $(p_1, p_2) \xrightarrow{\hat{\omega}}_{12} (q_1, q_2)$ für ein (q_1, q_2) mit $((q'_1, q_2), (q_1, q_2)) \in \mathcal{R}_{12}$ gezeigt werden. Die ω Transition in $P'_1 \parallel P_2$ ist entweder aus einem synchronisierten oder aus einem unsynchronisierten ω entstanden.

- Fall 1 ($\omega \notin \text{Synch}(P'_1, P_2)$): Im Fall ω ist eine Aktion von P_2 folgt das zu zeigende direkt aus den Voraussetzungen, ebenso wie in allen vorangegangenen Punkten. Somit wird im folgenden davon ausgegangen, dass ω in O_1 enthalten oder eine interne Aktion ist, die von P'_1 geerbt wurde. Um in $P'_1 \parallel P_2$ die may-Transition zu erhalten muss also bereits in P'_1 die Transition $p'_1 \xrightarrow{\omega}_{P'_1} q'_1$ möglich gewesen sein. Mit 1.4.5 kann für \mathcal{R}_1 gefolgert werden, dass $p_1 \xrightarrow{\hat{\omega}}_1 q_1$ mit $(q'_1, q_1) \in \mathcal{R}_1$ gilt. Für die Komposition folgt daraus $(p_1, p_2) \xrightarrow{\hat{\omega}}_{12} (q_1, q_2)$ mit $p_2 = q_2$. Es gilt auch die Zugehörigkeit des Zustands-Tupels $((q'_1, q_2), (q_1, q_2))$ zur Relation \mathcal{R}_{12} .
- Fall 2 ($\omega \in \text{Synch}(P'_1, P_2)$): Es muss $\omega \neq \tau$ gelten und somit können die Fälle $\omega \in I_1 \cap O_2$ und $\omega \in O_1 \cap I_1$ unterschieden werden. Es folgt in beiden Fällen $p'_1 \xrightarrow{\omega}_{P'_1} q'_1$ und $p_2 \xrightarrow{\omega}_{P_2} q_2$. Mit \mathcal{R}_1 und 1.4.4 folgt im Fall $\omega \in I_1$ $p_1 \xrightarrow{\omega}_{P_1} q_1$ und $q'_1 \mathcal{R}_1 q_1$. Im Fall $\omega \in O_1$ wendet man \mathcal{R}_1 mit 1.4.5 an und erhält $p_1 \xrightarrow{\hat{\omega}}_1 q_1$ und $q'_1 \mathcal{R}_1 q_1$. Da ω eine sichtbare Aktion ist, gilt $\omega = \hat{\omega}$. In der Parallelkomposition von P_1 und P_2 werden zuerst mögliche internen Aktionen von P_1 ausgeführt, bis dort die sichtbare Aktion erreicht ist, dann wird ω synchronisiert und danach werden die restlichen internen Aktionen ausgeführt, bis man beim Zustand q_1 angekommen ist. Es ergibt sich also die Transitionsfolge $(p_1, p_2) \xrightarrow{\hat{\omega}}_{12} (q_1, q_2)$ und das Tupel $((q'_1, q_2), (q_1, q_2))$ in der Relation \mathcal{R}_{12} .

□

Proposition 1.11 (*w-as-Verfeinerung und Parallelkomposition*). *Für zwei komponierbare MEIOs P_1 und P_2 und eine schwache as-Verfeinerung P'_1 von P_1 muss $P'_1 \parallel P_2$ keine schwache as-Verfeinerung von $P_1 \parallel P_2$ sein. Spezielle erfüllt die Relation \mathcal{R}_{12} aus dem Lemma 1.10 den ersten Punkt der Definition 1.4 im allgemeinen nicht.*

Beweis. Die Aussage 1. der Definition 1.4 ist im Allgemeinen für die Relation \mathcal{R}_{12} aus 1.10 nicht erfüllt. Es gilt also für ein $((p'_1, p_2), (p_1, p_2))$ aus \mathcal{R}_{12} mit $(p_1, p_2) \notin E_{12}$ nicht unbedingt, dass (p'_1, p_2) kein Element der Menge $E_{P'_1 \parallel P_2}$ ist. $P'_1 \parallel P_2$ muss also keine schwache as-Verfeinerung von $P_1 \parallel P_2$ sein.

Die Voraussetzung besagt, dass $(p_1, p_2) \notin E_{12}$ für das Zustands-Tupel $((p'_1, p_2), (p_1, p_2))$ aus \mathcal{R}_{12} gilt. Nach Definition von \mathcal{R}_{12} erhält man $(p'_1, p_1) \in \mathcal{R}_1$ und $p_2 \in P_2$. Die p_j ($j \in \{1, 2\}$) dürfen keine Fehler-Zustände sein, da sonst auch (p_1, p_2) ein solcher wäre. Somit folgt mit Definition 1.4.1 auch $p'_1 \notin E_1$. Die Zustände p'_1 und p_2 vererben also keinen Fehler. Jedoch könnte (p'_1, p_2) aufgrund eines nicht erzwungenen Inputs ein neuer Fehler-Zustand sein. Der nicht sichergestellte Input kann in beiden Systemen auftreten. Für den Fall, dass P'_1 einem vom Zustand p'_1 ausgehenden Output hat, für den P_2 im Zustand p_2 nicht den passenden Input sicherstellt gilt $p'_1 \xrightarrow{a} P'_1$ und $p_2 \not\xrightarrow{a} P_2$ für ein a aus $O_1 \cap I_2$. \mathcal{R}_1 erzwingt nach Definition nur die schwache Ausführbarkeit des Outputs a in P_1 vom Zustand p_1 ausgehend, d.h. $p_1 \xRightarrow{a} P_1$. Dadurch kann es in der Parallelkomposition von $P'_1 \parallel P_2$ zu einem neuen Kommunikationsfehler kommen, der in $P_1 \parallel P_2$ keiner ist.

Um zu zeigen, dass dieser Fall wirklich auftreten kann, ist ein Beispiel mit diesem Verhalten in Abbildung 1.1 dargestellt. Dabei soll a im Schnitt der Outputs O_1 von P_1 bzw. P'_1 und der Inputs I_2 von P_2 enthalten sein. Die Relation \mathcal{R}_1 enthält die Zustands-Tupel (p'_{01}, p_{01}) und (p'_1, p_1) . Somit ist $((p'_{01}, p_{02}), (p_{01}, p_{02}))$ in \mathcal{R}_{12} enthalten und es gilt $(p_{01}, p_{02}) \notin E_{12}$. Jedoch ist (p'_{01}, p_{02}) trotzdem ein Fehler-Zustand in der Parallelkomposition von P'_1 und P_2 .

Es kann auch keine andere schwache as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} für $P'_1 \parallel P_2$ und $P_1 \parallel P_2$ geben, da $(P'_1 \parallel P_2) \mathcal{R} (P_1 \parallel P_2)$ nur gilt, wenn die Startzustände der Transitionssysteme in der Relation \mathcal{R} stehen. Das Tupel $((p'_{01}, p_{02}), (p_{01}, p_{02}))$ muss also in \mathcal{R} enthalten sein. Für diese Tupel ist jedoch der erste Punkt der Definition 1.4 nicht erfüllt mit der analogen Begründung wie für die Relation \mathcal{R}_{12} .

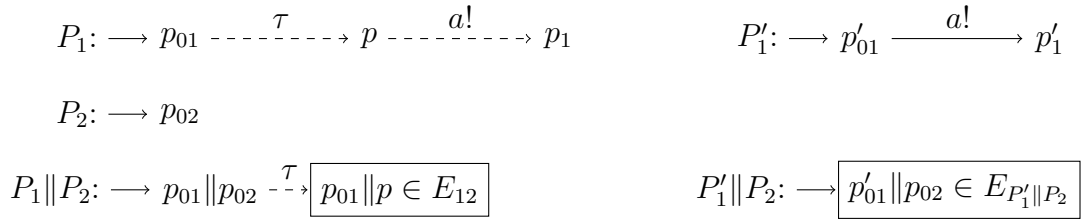


Abbildung 1.1: Gegenbeispiel für 1. von \mathcal{R}_{12} bzgl. Definition 1.4 mit $a \in O_1 \cap I_2$

Es wäre auch möglich, dass P_1 ebenfalls eine Implementierung ist. Die must- τ -Transition würde dann eine schwache Implementierung in P'_1 fordern, jedoch muss es dafür keine echte Transition in P'_1 geben, da τ die interne Aktion ist. Die Implementierung von a würde ebenfalls schwach gefordert werden, ist jedoch bereits stark vorhanden. $P_1 \parallel P_2$ würde mit der must- τ -Transition dann ebenfalls zu einer Implementierung werden. Die must- a -Transition in P'_1 könnte auch eine may-Transition sein, solange die a -Transition in P_1 keine must-Transition ist.

Um dieses Problem zu lösen könnte man die Definition der Parallelkomposition verändern. Es wäre denkbar, dass alle Zustände, die lokal Fehler-Zustände erreichen können ebenfalls bereits als Fehler angesehen werden. Jedoch wird erwartet dass die Definition der Parallelkomposition dann eine stärkere Forderung an die Transitionssysteme stellt. Für Implementierungen wäre die Forderung sogar stärkere, wie die der EIOs in

z.B. [Sch16]. Dieser Ansatz käme jedoch dem Vorgehen des Abschneidens der Fehler-Zustände mit ihren lokalen Vorgängern in [BFLV16] näher. \square

Korollar 1.12 (*as-Verfeinerungen und Parallelkomposition*). *Für zwei komponierbar MEIOs P_1 und P_2 gilt, falls P'_1 eine as-Verfeinerung von P_1 ist, dann ist auch $P'_1 \parallel P_2$ eine as-Verfeinerung von $P_1 \parallel P_2$.*

Beweis. Falls die Relation \mathcal{R}_1 aus dem Lemma 1.10 keine schwachen as-Verfeinerungs-Relation sondern eine starke as-Verfeinerungs-Relation ist, ist auch \mathcal{R}_{12} eine as-Verfeinerungs-Relation zwischen $P'_1 \parallel P_2$ und $P_1 \parallel P_2$. Dazu ist also nur zu zeigen, wie aus den einzelnen Beweispunkten des Beweises von 1.10 folgt, dass \mathcal{R}_{12} eine starke as-Verfeinerungs-Relation ist und dass hier zusätzlich der erste Punkt erfüllt ist. Es wird hier ebenso für alle Punkte jeweils ein $((p'_1, p_2), (p_1, p_2))$ aus \mathcal{R}_{12} mit $(p_1, p_2) \notin E_{12}$ gewählt.

1. Dieser Punkt kann im Gegensatz zum ersten Punkt der Definition 1.4 für die schwache as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R}_{12} aus Lemma 1.10 für die starke as-Verfeinerungs-Relation bewiesen werden. Dies ist möglich, da für p_1 im Falle eines Outputs a dieser nicht nur schwach sondern direkt ausführbar ist. Es ist also zu zeigen, dass (p'_1, p_2) kein Element von $E_{P'_1 \parallel P_2}$ ist.
In dem man auf \mathcal{R}_{12} die Definition anwendet, erhält man $(p'_1, p_1) \in \mathcal{R}_1$ und $p_2 \in P_2$. Die p_j dürfen beide keine Fehler-Zustände sein, da sonst auch (p_1, p_2) ein solcher wäre. Somit folgt mit Definition 1.3.1 $p'_1 \notin E_{P'_1}$. Die Zustände p'_1 und p_2 in Parallelkomposition können also keinen geerbten Fehler produzieren. Jedoch könnte (p'_1, p_2) aufgrund eines nicht sichergestellten Inputs ein neuer Fehler-Zustand sein. Dafür müsste entweder $p'_1 \xrightarrow{a} P'_1$ und $p_2 \xrightarrow{a} 2$ für ein a aus $I_1 \cap O_2$ oder $p'_1 \xrightarrow{a} P'_1$ und $p_2 \xrightarrow{a} 2$ für ein a aus $O_1 \cap I_2$ gelten. Mit 1.3.2 und \mathcal{R}_1 folgt im Fall $a \in I_1$ $p_1 \xrightarrow{a} 1$. \mathcal{R}_1 erzwingt mit 1.3.3 die direkte Ausführbarkeit des Outputs a in P_1 im Fall $a \in O_1$, d.h. $p_1 \xrightarrow{a} 1$. Somit müsste auch $(p_1, p_2) \in E_{12}$ in beiden Fällen gelten, was ein Widerspruch zur Voraussetzung wäre. (p'_1, p'_2) kann also weder ein geerbter noch ein neuer Fehler in $P'_1 \parallel P_2$ sein und deshalb gilt $(p'_1, p_2) \notin E_{P'_1 \parallel P_2}$.
2. α kann sowohl Input, Output wie auch internen Aktion sein. Um diesen Punkt zu beweisen muss man 2. und 3. aus dem Beweis von Lemma 1.10 kombinieren. Da \mathcal{R}_1 die Transition in P'_1 ohne zusätzliche τ -Transitionen fordern, entstehen keine schwachen Transitionen für die α s und somit ist α auch in der Parallelkomposition $P'_1 \parallel P_2$ eine direkte Transition ohne zusätzliche τ s. Es folgt das \mathcal{R}_{12} die Forderungen für die starke as-Verfeinerungs-Relation dieses Punktes erfüllt.
3. Hierfür werden die Punkte 3. und 4. aus dem Beweis des Lemmas 1.10 kombiniert. Analog wie bei 2. dieses Beweises fallen die zusätzlichen τ -Transitionen durch die stärkere Forderung an \mathcal{R}_1 weg. Dieser Punkt gilt also ebenfalls.

\square

Die drei vorangegangenen Ergebnisse fordern nur die Verfeinerung der ersten Komponente. Die Parallelkomposition wurde so definiert, dass sie kommutativ ist. Somit

ist ebenso die Verfeinerung der zweiten Komponente möglich. Da man beide Komponenten nach einander verfeinern kann und jede Verfeinerung einer Verfeinerung auch eine Verfeinerung des ursprünglichen Systems ist, kann man auch beide Komponenten gleichzeitig verfeinern und erhält in der Parallelkomposition die gleiche Verfeinerung.

Korollar 1.13 (*as-Implementierungen und Parallelkomposition*). *Für zwei komponierbare MEIOs P_1 und P_2 gilt: $P'_1 \in \text{as-impl}(P_1) \wedge P'_2 \in \text{as-impl}(P_2) \Rightarrow (P'_1 \parallel P'_2) \in \text{as-impl}(P_1 \parallel P_2)$.*

Beweis. P'_1 und P'_2 sind aufgrund der Definition 1.3 auch starke as-Verfeinerungen von P_1 bzw. P_2 . Somit ist die Parallelkomposition $P'_1 \parallel P'_2$ auch eine starke as-Verfeinerung von $P_1 \parallel P_2$, nach Korollar 1.12. Für Implementierungen gilt $\longrightarrow = \dashrightarrow$. Durch die Definition der Parallelkomposition in 1.2 können aus zwei komponierbaren Implementierungen in der Komposition keine may-Transitionen ohne zugehörige must-Transitionen entstehen. Es gilt also auch $\longrightarrow_{P'_1 \parallel P'_2} = \dashrightarrow_{P'_1 \parallel P'_2}$ und somit ist $P'_1 \parallel P'_2$ eine Implementierung und eine as-Verfeinerung von $P_1 \parallel P_2$. Dies entspricht der Definition der starken as-Implementierung, sodass $(P'_1 \parallel P'_2) \in \text{as-impl}(P_1 \parallel P_2)$ gilt. \square

Für schwache as-Implementierungen kann es kein analoges Korollar zu 1.13 geben, da die Verfeinerung im allgemeinen bereits scheitert (Proposition 1.11); man beachte auch die Diskussion des Beispiels 1.1. Die Parallelkomposition von Implementierungen ist jedoch immer eine Implementierung. Somit würde in den Fällen, in denen auch 1.4.1 erfüllt ist für die Parallelkomposition schwacher as-Implementierungen, eine analoge Aussage gelten.

Die umgekehrte Richtung von Korollar 1.12 gilt im allgemeinen nicht, d.h. es muss zu einer as-Verfeinerung P' einer Parallelkomposition $P_1 \parallel P_2$ keine as-Verfeinerungen P'_1 und P'_2 der einzelnen Komponenten geben, deren Parallelkomposition $P'_1 \parallel P'_2$ der as-Verfeinerung der Parallelkomposition P' entsprechen. Die Problematik wird in Abbildung 1.2 an einem Beispiel dargestellt. In der Parallelkomposition wird die may-Transition von P_2 zu zwei may-Transitionen, für die in einer as-Verfeinerung unabhängig entschieden werden kann, ob sie übernommen, implementiert oder weggelassen werden. Für eine as-Verfeinerung von P_2 ist es nur möglich, dass keine Transition umgesetzt wird oder die o' Transition entweder als may- oder must-Transition in die Verfeinerung übernommen wird. Somit kommt es in P' zu dem Problem, dass keine as-Verfeinerung von P_2 in Parallelkomposition mit der Implementierung P_1 den geforderten MEIO P' ergeben würde. Auch im Spezialfall von as-Implementierungen kann dieses Gegenbeispiel angewendet werden, da P' auch eine Implementierung von $P_1 \parallel P_2$ ist und es auch keine passende as-Implementierung von P_2 geben kann, wenn es schon keine passende Verfeinerung gibt.

Ein neuer Fehler in einer Parallelkomposition zweier MEIOs muss in einer Implementierung (as oder w-as) dieser Parallelkomposition nicht auftauchen, auch nicht in der Parallelkomposition von Implementierungen der einzelnen Komponenten. Dies liegt daran,

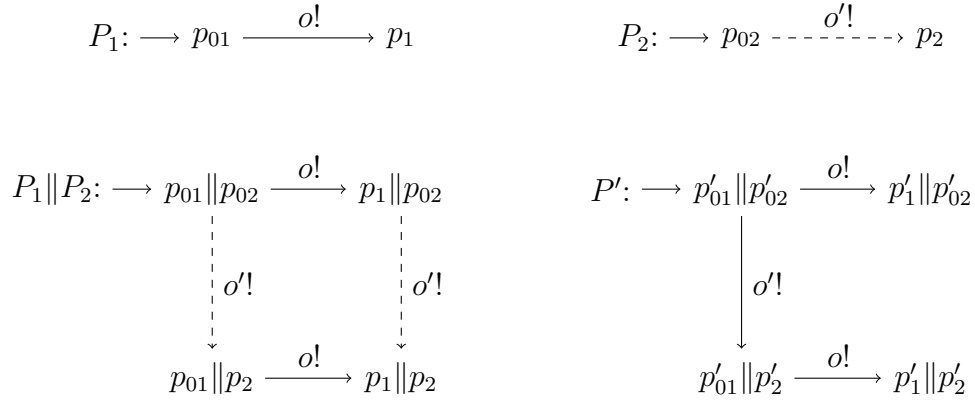


Abbildung 1.2: Gegenbeispiel für Umkehrung von Lemma 1.12

dass für den Input nur vorausgesetzt wird, dass keine must-Transition für die Synchronisation der Aktion vorhanden ist. Es kann trotzdem eine may-Transition für den Input geben, die auch implementiert werden kann. Falls es aber in der Parallelkomposition zweier MEIO zu einem neuen Fehler kommt, dann gibt es auch immer mindestens eine mögliche Implementierung, die diesen Fehler enthält und es gibt auch immer mindestens ein Implementierungs-Paar der Komponenten, in deren Parallelkomposition sich dieser Fehler ebenfalls zeigt.

2 Verfeinerungen für Kommunikationsfehler-Freiheit

2.1 gröbster Präkongruenz-Ansatz

Dieses Kapitel hat das Ziel die Präkongruenz für Error bei EIOs aus z.B. [Sch16] auf die hier betrachten MEIOs zu erweitern.

Definition 2.1 (fehler-freie Kommunikation). Ein Fehler-Zustand ist lokal erreichbar in einem MEIO P , wenn ein $w \in O^*$ existiert mit $p_0 \xRightarrow{w}_P p \in E$. Ein MEIO P ist lokal fehler-frei, wenn $\neg \exists w \in O^* : p_0 \xRightarrow{w}_P p \in E$.

Zwei MEIOs P_1 und P_2 kommunizieren fehler-frei, wenn keine as-Implementierungen ihrer Parallelkomposition P_{12} einen Fehler-Zustände lokal erreichen kann.

Definition 2.2 (Kommunikationsfehler-Verfeinerungs-Basisrelation). Für zwei MEIOs P_1 und P_2 mit der gleichen Signatur wird $P_1 \sqsubseteq_E^B P_2$ geschrieben, wenn nur dann ein Fehler-Zustand in einer as-Implementierung von P_1 lokal erreichbar ist, wenn es auch eine as-Implementierung von P_2 gibt, in der ein Fehler-Zustand ebenfalls lokal erreichbar ist. Die \sqsubseteq_E^B stellt als Basisrelation eine Verfeinerung bezüglich Kommunikationsfehler-Freiheit dar.

\sqsubseteq_E^C bezeichnet die vollständig abstrakte Präkongruenz von \sqsubseteq_E^B bezüglich $\cdot\|\cdot$, d.h. die gröbste Präkongruenz bezüglich $\cdot\|\cdot$, die in \sqsubseteq_E^B enthalten ist.

Für as-Implementierungen P_1 und P_2 entspricht \sqsubseteq_E^B der Basisrelation \sqsubseteq_E^B aus [Sch16].

Wie z.B. in [Sch16] werden die Fehler hier Trace-basiert betrachtet.

Definition 2.3 (Kommunikationsfehler-Traces). Für ein MEIO P wird definiert:

- strikte Fehler-Traces: $StET(P) := \{w \in \Sigma^* \mid p_0 \xRightarrow{w}_P p \in E\}$,
- gekürzte Fehler-Traces: $PrET(P) := \{\text{prune}(w) \mid w \in StET(P)\}$,
- Input-kritische-Traces: $MIT(P) := \{wa \in \Sigma^* \mid p_0 \xRightarrow{w}_P p \wedge a \in I \wedge p \not\xrightarrow{a}_P\}$.

Da die Basisrelation über as-Implementierungen spricht, ist es wichtig bereits in den Trace-Mengen eine Beziehung zwischen der allgemeinen Definition für MEIOs und deren as-Implementierungen herzustellen. Die nächste Proposition stellt eine Teilmengen-

Beziehung zwischen den Traces eines MEIOs und den Traces seiner as-Implementierungen dar. Die Teilmengen-Beziehung in die andere Richtung gilt im allgemeinen nicht, da as-Verfeinerungs-Relationen beliebiges Verhalten nach Fehler-Zuständen in der Spezifikation zulassen.

Proposition 2.4 (Kommunikationsfehler-Traces und Implementierungen). Sei P ein MEIO.

1. Für die strikten Fehler-Traces von P gilt: $StET(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StET(P')$.
2. Für die gekürzten Fehler-Traces von P gilt: $PrET(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} PrET(P')$.
3. Für Input-kritischen-Traces von P gilt: $MIT(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} MIT(P')$.

Beweis.

1. Um die Inklusion zu zeigen wird eine Implementierung P' angegeben, die die strikten Fehler-Traces von P implementiert und zusätzlich auch noch eine passende as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} zwischen den beiden Transitionssystemen. P' implementiert wie im Beweis zu Proposition 1.8 alle Transitionen von P . Das P' wird hier jedoch im Gegensatz zu Beweis von 1.8 auch noch alle Fehler-Zustände aus P implementieren. Die entsprechende as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} ist hier ebenfalls die Identitäts-Relation zwischen den Zuständen der Transitionssysteme. Die Definition von P' lautet:

- $P' = P$,
- $p'_0 = p_0$,
- $I_{P'} = I_P$ und $O_{P'} = O_P$,
- $\longrightarrow_{P'} = \longrightarrow_P$,
- $E_{P'} = E_P$.

Die Tupel, die von 1.3.2 und 3. als Elemente der as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} gefordert werden, sind bereits durch die Identitäts-Relation garantiert, wie im Beweis von 1.8. Für 1.3.1 muss für jedes in der as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} enthaltene Zustands-Paar gelten, wenn der Zustand aus P kein Fehler-Zustand ist, dann ist auch der Zustand aus P' keiner. Dies folgt aus der Gleichheit der Mengen E_P und $E_{P'}$. Jeder Trace aus $StET(P)$ ist via may-Transitionen in P ausführbar und führt dort zu einem Fehler-Zustand. Der analoge Trace ist auch in P' möglich, da alle may-Transitionen aus P in P' als must-Transitionen implementiert wurden. Der dabei erreichte Zustand steht mit dem Fehler-Zustand in P in der Identitäts-Relation \mathcal{R} , die Zustände entsprechen sich also. Es gilt mit $E_{P'} = E_P$, dass auch der in P' erreichte Zustand ein Fehler-Zustand ist. Für die as-Implementierung P' von P und die Identitäts-Relation \mathcal{R} als starke as-Verfeinerungs-Relation zwischen den Transitionssystemen gilt also $StET(P) = StET(P')$.

2. Da der erste Punkt dieser Proposition bereits bewiesen wurde, gilt bereits, dass alle strikten Fehler-Traces von P in der Vereinigung aller strikten Fehler-Traces der as-Implementierungen von P enthalten sind. Wenn auf alle Wörter in beiden Mengen die prune-Funktion angewendet wird, gilt die Inklusion der daraus entstanden Mengen weiterhin. Dies entspricht der Behauptung des Punktes.
3. Auch für diese Inklusion wird eine starke as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} und eine Implementierung P' angegeben. Jedoch werden nicht wie bei 1. alle Transitionen von P in P' implementiert. Es wird auch für jedes wa aus $MIT(P)$ eine eigene Implementierung P' geben und nicht eine für alle. Es werden alle must-Transitionen aus P in P' implementiert und zusätzlich die may-Transitionen, die zum Ausführen von w benötigt werden, so dass das a danach in P nicht gefordert wird. Es kann aufgrund möglicher Schleifen in P auch nicht mehr die Identitäts-Relation als as-Verfeinerungs-Relation gewählt werden. Der Trace w wird entsprechend seiner Länge abgewickelt, so dass sicher gestellt wird, dass der Zustand am Ende dieses Traces wirklich einen fehlenden Input aufweist. Für das Abwickeln werden die Zustände entsprechend ihrer Position im Ablauf, auf dem w ausgeführt wird, durchnummeriert. Für ein w , für das $wa \in MIT(P)$, gilt: $\exists w' \in \Sigma_\tau^*, \exists \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n, \exists p_1, p_2, \dots, p_n : \hat{w}' = w \wedge w' = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n \wedge p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n \not\xrightarrow{a}_P$. Die starke as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} enthält in diesem Fall Tupel $((p, j), p)$ für alle $0 \leq j \leq n$. Die entsprechende Definition für das P' , das wa als Input-kritischen-Trace enthalten soll lautet:

- $P' = P \times \{0, 1, \dots, n\}$,
- $p'_0 = (p_0, 0)$,
- $I'_P = I_P$ und $O'_P = O_P$,
- $\xrightarrow{a}_P = \xrightarrow{a}_{P'} = \left\{ ((p, j), \alpha, (p', j+1)) \mid p \xrightarrow{\alpha}_P p', 0 \leq j < n \right\} \cup \left\{ ((p, j), \alpha, (p', j)) \mid p \xrightarrow{\alpha}_P p', 0 \leq j \leq n \right\}$,
- $E_{P'} = \emptyset$.

Der Ablauf von w aus P wird in P' durch $(p_0, 0) \xrightarrow{\alpha_1}_{P'} (p_1, 1) \xrightarrow{\alpha_2}_{P'} \dots (p_{n-1}, n-1) \xrightarrow{\alpha_n}_{P'} (p_n, n)$ simuliert. w ist also in P' ausführbar. a ist für (p_n, n) nicht ausführbar, da in P für p_n $p_n \not\xrightarrow{a}_P$ gilt und für die Zustände mit der Nummer n in P' nur die must-Transitionen implementiert werden. Die Transitionen $p \xrightarrow{\alpha}_P p'$ aus P werden in P' durch die Transitionen $(p, j) \xrightarrow{\alpha}_{P'} (p', j)$ gematched. Für die may-Transitionen $(p, j) \xrightarrow{\alpha}_{P'} (p', j+1)$ (bzw. (p', j)) in P' sind die entsprechenden matchenden Transitionen in P die Transition $p \xrightarrow{\alpha}_P p'$. Da die Menge $E_{P'}$ leer ist, gelten alle Bedingungen, damit \mathcal{R} eine as-Verfeinerungs-Relation zwischen P' und P ist. Mit der Begründung von oben folgt auch $wa \in MIT(P')$. Da für alle wa aus $MIT(P)$ eine entsprechende Implementierung mit as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} angegeben werden kann, gilt die Inklusion.

□

Definition 2.5 (Kommunikationsfehler-Semantik). Sei P ein MEIO.

- Die Menge der Fehler-Traces von P ist $ET(P) := \text{cont}(\text{PrET}(P)) \cup \text{cont}(\text{MIT}(P))$.
- Die Fehler-geflutete Sprache von P ist $EL(P) := L(P) \cup ET(P)$.

Für zwei MEIOs P_1, P_2 mit der gleichen Signatur wird $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ geschrieben, wenn $ET_1 \subseteq ET_2$ und $EL_1 \subseteq EL_2$ gilt.

Hierbei ist zu beachten, dass die Mengen $StET$, $PrET$, MIT , ET und EL nur denen aus [Sch16] entsprechen, wenn P bereits eine as-Implementierung ist.

Im weiteren Verlauf wird immer wieder eine Aussage den Zusammenhang von Abläufen in as-Verfeinerungen und ihren Spezifikationen benötigt. Um nicht immer wieder ähnliche Argumentationen zu benötigen, wird diese Aussage nun hier allgemein bewiesen.

Proposition 2.6 (Abläufe in as-Verfeinerungen und Spezifikationen). Sei P' eine as-Verfeinerung eines MEIOs P und \mathcal{R} die as-Verfeinerungs-Relation zwischen den beiden Transitionssystemen. Ein Ablauf $p'_0 \xrightarrow{\alpha_1}_{P'} p'_1 \xrightarrow{\alpha_2}_{P'} \dots p'_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_{P'} p'_n$ aus P' kann durch einen Ablauf $p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n$ mit $p'_j \mathcal{R} p_j$ für alle $j \in \{0, 1, \dots, n\}$ in P gematched werden oder es gibt ein p_j für $0 \leq j < n$ erreicht, dass in der Menge E_P enthalten ist. Aus $w \in L(P')$ folgt also $w \in L(P)$ oder $w \in \text{cont}(StET(P)) \subseteq ET(P)$.

Beweis. Die Existenz des Traces in P soll induktiv über die einzelnen Transitionen bewiesen werden. Die entsprechende Behauptung für die Induktion lautet: Für alle $j \in \{0, 1, \dots, n-1\}$ mit $p'_j \mathcal{R} p_j$ gibt es eine Transition $p_j \xrightarrow{\alpha_{j+1}} p_{j+1}$ mit $p'_{j+1} \mathcal{R} p_{j+1}$ oder p_j ist in E_P enthalten.

Die Verankerung $p'_0 \mathcal{R} p_0$ folgt direkt aus der Voraussetzung, dass \mathcal{R} eine as-Verfeinerungs-Relation für P' und P ist.

Es kann also nun davon ausgegangen werden, dass $p'_j \mathcal{R} p_j$ für ein j mit $0 \leq j < n$ erfüllt ist.

- Fall 1 ($p_j \in E_P$): Die Behauptung der Induktion ist bereits erfüllt.
- Fall 2 ($p_j \notin E_P$): In der Verfeinerung P' existiert die Transition $p'_j \xrightarrow{\alpha_{j+1}}_{P'} p'_{j+1}$. Mit Definition 1.3.3 folgt daraus die Existenz der Transition $p_j \xrightarrow{\alpha_{j+1}}_P p_{j+1}$ in der Spezifikation P mit $p'_{j+1} \mathcal{R} p_{j+1}$.

Für jedes w aus $L(P')$ gibt es einen Ablauf wie er in dieser Proposition vorausgesetzt wurde, so dass $w = (\alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n)|_\Sigma$ gilt. Im Fall 1 wurden bis p_j die Aktionen α in ihrer Reihenfolge ausgeführt. Es gibt also ein Präfix v von w , dass in P zu einem Fehler-Zustand führt und somit $v \in StET(P)$ erfüllt. w ist eine Fortsetzung von v somit gilt die Aussage $w \in \text{cont}(StET(P)) \subseteq ET(P)$ ebenfalls. Falls der Fall 2 für $j = n-1$

angewendet werden kann, folgt daraus $p'_n \mathcal{R} p_n$ und $\alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n$ sind die Transitionsbeschriftungen, die vom Startzustand p_0 zum Zustand p_n in P führen. Das Wort w ist also in P ausführbar und somit in der Sprache $L(P)$ enthalten. \square

Aus den Propositionen für die Sprache und die Traces konnte für die Vereinigung der gleichen Mengen über die Implementierungen immer nur eine Inklusionsrichtung gefolgert werden, da die Definition 1.3 nach einen Fehler-Zustand in P beliebiges Verhalten in dessen as-Implementierungen zulässt. Mit dem Einsatz der cont-Funktion zum beliebigen fortsetzen der Traces kann dies ausgeglichen werden. Somit gilt wie die nächsten Proposition behauptet für die Fehler-Traces und die Fehler-geflutete Sprache Gleichheit und nicht nur die Inklusion, die aus den vorangegangenen Propositionen bereits folgt.

Proposition 2.7 (*Kommunikationsfehler-Semantik und Implementierungen*).
Sie P ein MEIO.

1. Für die Menge der Fehler-Traces von P gilt $ET(P) = \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} ET(P')$.
2. Für die Fehler-geflutete Sprache von P gilt $EL(P) = \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EL(P')$.

Beweis.

1. „ \subseteq “:

$$\begin{aligned}
 ET(P) &\stackrel{2.5}{=} \text{cont}(PrET(P)) \cup \text{cont}(MIT(P)) \\
 &\stackrel{2.4}{\subseteq} \text{cont} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} PrET(P') \right) \cup \text{cont} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} MIT(P') \right) \\
 &\stackrel{\text{cont monoton}}{=} \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} \text{cont}(PrET(P')) \cup \text{cont}(MIT(P')) \\
 &\stackrel{2.5}{=} \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} ET(P').
 \end{aligned}$$

1. „ \supseteq “:

Da für P $ET(P) = \text{cont}(PrET(P)) \cup \text{cont}(MIT(P))$ gilt und für alle as-Implementierungen P' von P die analogen Gleichungen für $ET(P')$ gelten, genügt es ein präfix-minimales w aus $ET(P')$ für eine as-Implementierung P' von P zu betrachten. Da w präfix-minimal ist für P' ist w entweder vollständig oder bis auf den letzten Buchstaben in P' ausführbar. Dies hängt davon ab, ob $w \in PrET(P')$ oder $w \in MIT(P')$ gilt. Für P muss jedoch nicht mal das Präfix von w ohne den letzten Buchstaben von w ausführbar sein. Da P' eine as-Implementierung von P ist, gibt es eine as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} zwischen den beiden Transitionssystemen. Es muss $p'_0 \mathcal{R} p_0$ gelten für die Startzustände von P' und P .

- Fall 1 ($w \in PrET(P')$): In P' existiert eine Verlängerung $v \in O^*$ von w , so dass $wv \in StET(P')$ gilt. Das Wort wv ist in P' ausführbar ($wv \in L(P')$). Es kann somit die Proposition 2.6 angewendet werden, wobei vorausgesetzt werden kann, dass der Trace in P' zu einem Zustand p'_n führt, der in $E_{P'}$ enthalten ist. Falls ein p_j mit $0 \leq j < n$ in E_P enthalten ist, dann ist ein Präfix von wv ein strikter Fehler-Trace in P und mit $w = \text{prune}(wv)$ ist somit ein Präfix von w in $ET(P)$ enthalten. Da ET unter Fortsetzung der Traces abgeschlossen ist, gilt auch $w \in ET(P)$. Falls für alle p_j mit $j < n$ $p_j \notin E_P$ gilt, kann $p'_n \mathcal{R} p_n$ gefolgert werden durch den Beweis von 2.6. Da $p'_n \in E_{P'}$ gilt, folgt draus mit 1.3.1, dass bereits p_n in E_P enthalten sein muss. Es gilt also $wv \in StET(P)$ und mit der Argumentation von oben folgt daraus $w \in ET(P)$.
- Fall 2 ($w \in MIT(P') \setminus PrET(P')$): Da w in $MIT(P')$ enthalten ist, gibt es ein $a \in I$ für das $w = va$ gilt mit $v \in \Sigma^*$. Analog zu Fall 1 kann das v in P' ausgeführt werden und davor die Proposition 2.6 angewendet werden, wobei das erreicht p'_n den Input a nicht als ausgehenden must-Transition besitzen soll. Falls es ein $p_j \in E_P$ mit $0 \leq j \leq n$ gibt, gilt $v \in ET(P)$ und wegen des Abschlusses unter cont auch $w \in ET(P)$. Ansonsten kann davon ausgegangen werden, dass $p'_n \mathcal{R} p_n$ für einen Zustand p_n aus P erfüllt ist. Falls a für p_n eine ausgehende must-Transition wäre, würde 1.3.2 auch für p'_n die Implementierung der a Transition fordern, dies würde einen Widerspruch zu $va \in MIT(P')$ darstellen. Es gilt also $p \not\rightarrow^a$ und $va \in MIT(P)$. Daraus ergibt sich direkt $w \in ET(P)$.

2. „ \subseteq “:

$$\begin{aligned}
 EL(P) &\stackrel{2.5}{=} L(P) \cup ET(P) \\
 &\stackrel{1.8}{\subseteq} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} L(P') \right) \cup ET(P) \\
 &\stackrel{1.}{=} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} L(P') \right) \cup \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} ET(P') \right) \\
 &= \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} L(P') \cup ET(P') \\
 &\stackrel{2.5}{=} \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EL(P').
 \end{aligned}$$

2. „ \supseteq “:

Da der erste Punkt dieser Proposition bereits bewiesen ist, reicht es aus für diesen Punkt zu zeigen, dass $\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EL(P') \setminus ET(P')$ eine Teilmenge von $EL(P)$ ist. Die

Menge $EL(P') \setminus ET(P')$ entspricht $L(P') \setminus ET(P')$. Es muss also ein Wort w aus der Sprache einer as-Implementierung von P betrachtet werden, dass nicht in den Fehler-Traces dieser as-Implementierung enthalten ist. Das Wort w ist also in P' ausführbar. Falls das w in P jedoch nicht ausführbar ist, folgt wie zuvor $w \in ET(P) \subseteq EL(P)$, da

ein Präfix von w in P zu einem Fehler-Zustand führen muss. Falls w ausführbar ist in P gilt $w \in L(P) \subseteq EL(P)$. \square

Korollar 2.8 (lokale Fehler Erreichbarkeit).

- (i) Es ist ein Fehler lokal erreichbar in einem MEIO $P \Leftrightarrow \exists$ as-Implementierung von P , in der ein Fehler lokal erreichbar ist.
- (ii) Falls für zwei MEIOs $P_1 \sqsubseteq_E^B P_2$ gilt und in P_1 ein Fehler lokal erreichbar ist, dann ist auch in P_2 ein Fehler lokal erreichbar.

Beweis.

(i) \Rightarrow :

Da ein Fehler in P lokal erreichbar ist, gilt $\varepsilon \in PrET_P \subseteq ET_P$. Es muss aufgrund von Proposition 2.7.1 mindestens ein $P' \in \text{as-impl}(P)$ geben, für dass $\varepsilon \in ET_{P'}$ gilt. Dies kann nur der Fall sein, wenn durch lokale Aktionen in P' ein Fehler-Zustand erreicht werden kann. Es ist also auch in der as-Implikation P' ein Fehler lokal erreichbar, da ET die Fortsetzungen von $PrET$ und MIT enthält und Elemente aus MIT mindestens die Länge 1 haben müssen.

(i) \Leftarrow :

Sei P' die as-Implementierung von P , in der ein Fehler lokal erreichbar ist. Es gilt dann $\varepsilon \in PrET(P') \subseteq ET_{P'}$. Mit Proposition 2.7.1 folgt daraus $\varepsilon \in ET_P$. Es muss also auch in P ein Fehler-Zustand lokal erreichbar sein.

(ii):

Da für P_1 ein Fehler lokale erreichbar ist folgt mit 1. dass es auch eine as-Implikation P'_1 von P_1 gibt, für die ein Fehler lokal erreichbar ist. Mit $P_1 \sqsubseteq_E^B P_2$ ergibt sich daraus, dass es auch eine as-Implementierung P'_2 von P_2 geben muss, die lokal einen Fehler-Zustand erreichen kann. P_2 muss aufgrund von 1. ebenfalls einen Fehler lokal erreichen können, da es eine as-Implementierung gibt, die dies kann. \square

Satz 2.9 (Kommunikationsfehler-Semantik für Parallelkompositionen). Für zwei komponierbare MEIOs P_1, P_2 und ihre Komposition P_{12} gilt:

1. $ET_{12} = \text{cont}(\text{prune}((ET_1 \parallel EL_2) \cup (EL_1 \parallel ET_2))),$
2. $EL_{12} = (EL_1 \parallel EL_2) \cup ET_{12}.$

Beweis.

1. „ \subseteq “:

Da beide Seiten der Gleichung unter der Fortsetzung cont abgeschlossen sind, genügt es ein präfix-minimales Element w aus ET_{12} zu betrachten. Diese Element ist aufgrund der Definition der Menge der Fehler-Traces in MIT_{12} oder in $PrET_{12}$ enthalten.

- Fall 1 ($w \in MIT_{12}$): Aus der Definition von MIT folgt, dass es eine Aufteilung $w = xa$ gibt mit $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{x}_{12} (p_1, p_2) \wedge a \in I_{12} \wedge (p_1, p_2) \not\xrightarrow{a}_{12}$. Da $I_{12} = (I_1 \cup I_2) \setminus (O_1 \cup O_2)$ ist, folgt $a \in (I_1 \cup I_2)$ und $a \notin (O_1 \cup O_2)$. Es wird unterschieden, ob $a \in (I_1 \cap I_2)$ oder $a \in (I_1 \cup I_2) \setminus (I_1 \cap I_2)$ ist.
 - Fall 1a) ($a \in (I_1 \cap I_2)$): Durch Projektion des Ablaufes auf die einzelnen Transitionssysteme erhält man oBdA $p_{01} \xRightarrow{x_1}_1 p_1 \not\xrightarrow{a}_1$ und $p_{02} \xRightarrow{x_2}_2 p_2 \not\xrightarrow{a}_2$ oder $p_{02} \xRightarrow{x_2}_2 p_2 \xrightarrow{a}_2$ mit $x \in x_1 \parallel x_2$. Daraus kann $x_1 a \in MIT_1 \subseteq ET_1$ und $x_2 a \in EL_2$ ($x_2 a \in MIT_2$ oder $x_2 a \in L_2$) gefolgert werden. Damit folgt $w \in (x_1 \parallel x_2) \cdot \{a\} = (x_1 a) \parallel (x_2 a) \subseteq ET_1 \parallel EL_2$, und somit ist w in der rechten Seite der Gleichung enthalten.
 - Fall 1b) ($a \in (I_1 \cup I_2) \setminus (I_1 \cap I_2)$): OBdA gilt $a \in I_1$. Durch die Projektion auf die einzelnen Komponenten erhält man: $p_{01} \xRightarrow{x_1}_1 p_1 \not\xrightarrow{a}_1$ und $p_{02} \xRightarrow{x_2}_2 p_2$ mit $x \in x_1 \parallel x_2$. Daraus folgt $x_1 a \in MIT_1 \subseteq ET_1$ und $x_2 \in L_2 \subseteq EL_2$. Somit gilt $w \in (x_1 \parallel x_2) \cdot \{a\} \subseteq (x_1 a) \parallel x_2 \subseteq ET_1 \parallel EL_2$. Dies ist eine Teilmenge der rechten Seite der Gleichung.
- Fall 2 ($w \in PrET_{12}$): Aus der Definition von $PrET$ und $prune$ folgt, dass ein $v \in O_{12}^*$ existiert, so dass $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{w}_{12} (p_1, p_2) \xRightarrow{v}_{12} (p'_1, p'_2)$ gilt mit $(p'_1, p'_2) \in E_{12}$ und $w = \text{prune}(wv)$. Durch Projektion auf die Komponenten erhält man $p_{01} \xRightarrow{w_1}_1 p_1 \xRightarrow{v_1}_1 p'_1$ und $p_{02} \xRightarrow{w_2}_2 p_2 \xRightarrow{v_2}_2 p'_2$ mit $w \in w_1 \parallel w_2$ und $v \in v_1 \parallel v_2$. Aus $(p'_1, p'_2) \in ET_{12}$ folgt, dass es sich entweder um einen geerbten oder einen neuen Fehler handelt. Bei einem geerbten wäre bereits einer der beiden Zustände p'_1 bzw. p'_2 ein Fehler-Zustand gewesen. Ein neuer Fehler hingegen wäre durch das fehlende Sicherstellen der Synchronisation (fehlende must-Input-Transition) in einer der Komponenten entstanden.
 - Fall 2a) (geerbter Fehler): OBdA gilt $p'_1 \in E_1$. Daraus folgt, $w_1 v_1 \in StET_1 \subseteq \text{cont}(PrET_1) \subseteq ET_1$. Da $p_{02} \xRightarrow{w_2 v_2}_2$ gilt, erhält man $w_2 v_2 \in L_2 \subseteq EL_2$. Dadurch ergibt sich $wv \in ET_1 \parallel EL_2$ mit $w = \text{prune}(wv)$ und somit ist w in der rechten Seite der Gleichung enthalten.
 - Fall 2b) (neuer Fehler): OBdA gilt $a \in I_1 \cap O_2$ mit $p'_1 \not\xrightarrow{a}_1$ und $p'_2 \xrightarrow{a}_2$. Daraus folgt $w_1 v_1 a \in MIT_1 \subseteq ET_1$ und $w_2 v_2 a \in L_2 \subseteq EL_2$. Damit ergibt sich $wva \in ET_1 \parallel EL_2$, da $a \in O_1 \subseteq O_{12}$ gilt $w = \text{prune}(wva)$ und somit ist w in der rechten Seite der Gleichung enthalten.

1. „ \supseteq “:

Wegen der Abgeschlossenheit beider Seiten der Gleichung gegenüber cont wird auch in diesem Fall nur ein präfix-minimales Element $x \in \text{prune}((ET_1 \parallel EL_2) \cup (EL_1 \parallel ET_2))$ betrachtet. Da x durch die Anwendung der prune -Funktion entstanden ist, existiert ein $y \in O_{12}^*$ mit $xy \in (ET_1 \parallel EL_2) \cup (EL_1 \parallel ET_2)$. OBdA wird davon ausgegangen, dass $xy \in ET_1 \parallel EL_2$ gilt, d.h. es gibt $w_1 \in ET_1$ und $w_2 \in EL_2$ mit $xy \in w_1 \parallel w_2$.

Im Folgenden wird für alle Fälle von xy gezeigt, dass es ein $v \in PrET_{12} \cup MIT_{12}$ gibt, das ein Präfix von xy ist. Also: entweder endet v auf einen Input I_{12} oder $v = \varepsilon$. Damit muss v ein Präfix von x sein, denn ε ist Präfix von jedem Wort und sobald v mindestens

einen Buchstaben enthält, muss das Ende von v vor dem Anfang von $y \in O_{12}^*$ liegen. Dadurch ist ein Präfix von x in $PrET_{12} \cup MIT_{12}$ enthalten und somit gilt $x \in ET_{12}$, da ET die Fortsetzung der Mengenvereinigung aus $PrET$ und MIT ist.

Sei v_1 das kürzeste Präfix von w_1 in $PrET_1 \cup MIT_1$. Falls $w_2 \in L_2$, so sei $v_2 = w_2$, sonst soll v_2 das kürzeste Präfix von w_2 in $PrET_2 \cup MIT_2$ sein. Jede Aktion in v_1 und v_2 hängt mit einer aus xy zusammen. Es kann nun davon ausgegangen werden, dass entweder $v_2 = w_2 \in L_2$ gilt oder die letzte Aktion von v_1 vor oder gleichzeitig mit der letzten Aktion von v_2 statt findet. Ansonsten endet $v_2 \in PrET_2 \cup MIT_2$ vor v_1 . Es gilt dann $w_2 \in ET_2$ und somit ist dieser Fall analog zu v_1 endet vor v_2 .

- Fall 1 ($v_1 = \varepsilon$): Da $\varepsilon \in PrET_1 \cup MIT_1$, ist bereits in P_1 ein Fehler-Zustand lokal erreichbar. $\varepsilon \in MIT_1$ ist nicht möglich, da jedes Element aus MIT nach Definition mindestens die Länge 1 haben muss. Mit der Wahl $v'_2 = v' = \varepsilon$ ist v'_2 ein Präfix von v_2 .
- Fall 2 ($v_1 \neq \varepsilon$): Aufgrund der Definitionen von $PrET$ und MIT endet v_1 auf ein $a \in I_1$, d.h. $v_1 = v'_1 a$. v' sei das Präfix von xy , das mit der letzten Aktion von v_1 endet, d.h. mit a und $v'_2 = v'|_{\Sigma_2}$. Falls $v_2 = w_2 \in L_2$, dann ist v'_2 ein Präfix von v_2 . Falls $v_2 \in PrET_2 \cup MIT_2$ gilt, dann ist durch die Annahme, dass v_2 nicht vor v_1 endet, v'_2 ein Präfix von v_2 . Im Fall $v_2 \in MIT_2$ weiß man zusätzlich, dass v_2 auf $b \in I_2$ endet. Es kann jedoch $a = b$ gelten.

In den beiden vorangegangenen Fällen erhält man $v'_2 = v'|_{\Sigma_2}$ ist ein Präfix von v_2 und $v' \in v_1 \| v'_2$ ist ein Präfix von xy . Es kann nur für die Fälle $a \notin I_2$ gefolgert werden, dass $p_{02} \xRightarrow{v'_2}_2$ gilt. (*) Falls $p_{02} \xRightarrow{v'_2}_2$ nicht gilt, ist $v'_2 = v_2 \in MIT_2$ und v'_2 endet auf $b = a \in I_2$.

- Fall I ($v_1 \in MIT_1$): Da $v_1 \in MIT_1$ gilt, muss v_1 ungleich ε sein. Es gibt einen Ablauf der Form $p_{01} \xRightarrow{v'_1}_1 p_1 \xrightarrow{a}_1$ und es gilt $v' = v'' a$.

– Fall Ia) ($a \notin \Sigma_2$): Es gilt $p_{02} \xRightarrow{v'_2}_2 p_2$ mit $v'' \in v'_1 \| v'_2$. Dadurch erhält man $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{v''}_{12} (p_1, p_2) \xrightarrow{a}_{12}$ mit $a \in I_{12}$. Somit wird $v := v'' a = v' \in MIT_{12}$ gewählt.

– Fall Ib) ($a \in I_2$ und $v'_2 \in MIT_2$): Es gilt $v'_2 = v'' a$ mit $p_{02} \xRightarrow{v''}_2 p_2 \xrightarrow{a}_2$ und $v'' \in v'_1 \| v'_2$. a ist für P_2 , ebenso wie für P_1 , ein nicht sichergestellter Input. Daraus folgt, dass $(p_1, p_2) \xrightarrow{a}_{12}$ gilt. Es wird ebenfalls $v := v'' a = v' \in MIT_{12}$ gewählt.

– Fall Ic) ($a \in I_2$ und $v'_2 \notin MIT_2$): Es gilt $p_{02} \xRightarrow{v''}_2 p_2 \xrightarrow{a}_2$ mit $v'_2 = v'' a \in L_2$, wegen (*). Da die gemeinsamen Inputs synchronisiert werden, folgt $(p_1, p_2) \xrightarrow{a}_{12}$ bereits aus $p_1 \xrightarrow{a}_1$. Somit kann hier nochmals $v := v'' a = v' \in MIT_{12}$ gewählt werden.

- Fall Id) ($a \in O_2$): Es gilt $v'_2 = v''_2 a$ und $p_{02} \xRightarrow{v'_2}_2$. Man erhält also $p_{02} \xRightarrow{v''_2}_2$ mit $p_2 \xrightarrow{a}_2$ mit $v'' \in v'_1 \| v''_2$. Daraus ergibt sich $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{v''}_{12} (p_1, p_2)$ mit $p_2 \xrightarrow{a}_1$, $p_1 \not\xrightarrow{a}_1$, $a \in I_1$ und $a \in O_2$, somit gilt $(p_1, p_2) \in E_{12}$. Es wird $v := \text{prune}(v'') \in \text{PrET}_{12}$ gewählt.
- Fall II ($v_1 \in \text{PrET}_1$): $\exists u_1 \in O_1^* : p_{01} \xRightarrow{v_1}_1 p_1 \xRightarrow{u_1}_1 p'_1$ mit $p'_1 \in E_1$. Im Fall $v_1 \neq \varepsilon$ kann das a , auf das v_1 endet, ebenfalls der letzte Buchstabe von v_2 sein. Im Fall von $v_2 \in \text{MIT}_2$ kann somit $a = b$ gelten, wodurch $v_2 = v'_2$ gilt. Dieser Fall verläuft jedoch analog zu Fall Ic) und wird hier nicht weiter betrachtet. Es gilt für alle anderen Fälle $p_{02} \xRightarrow{v'_2}_2 p_2$ mit $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{v'}_{12} (p_1, p_2)$.
 - Fall IIa) ($u_2 \in (O_1 \cap I_2)^*, c \in (O_1 \cap I_2)$, sodass $u_2 c$ Präfix von $u_1|_{I_2}$ mit $p_2 \xRightarrow{u_2}_2 p'_2 \not\xrightarrow{c}_2$): Für das Präfix $u'_1 c$ von u_1 mit $(u'_1 c)|_{I_2} = u_2 c$ weiß man, dass $p_1 \xRightarrow{u'_1}_1 p'_1 \not\xrightarrow{c}_1$. Somit gilt $u'_1 \in u'_1 \| u_2$ und $(p_1, p_2) \xRightarrow{u'_1}_{12} (p'_1, p'_2) \in E_{12}$, da für P_2 der entsprechende Input nicht sichergestellt wird, der mit dem c Output von P_1 zu koppeln wäre. Es handelt sich also um einen neuen Fehler. Es wird $v := \text{prune}(v' u'_1) \in \text{PrET}_{12}$ gewählt, dies ist ein Präfix von v' , da $u_1 \in O_1^*$.
 - Fall IIb) ($p_2 \xRightarrow{u_2}_2 p'_2$ mit $u_2 = u_1|_{I_2}$): Es gilt $u_1 \in u_1 \| u_2$ und $(p_1, p_2) \xRightarrow{u_1}_{12} (p'_1, p'_2) \in E_{12}$, da $p'_1 \in E_1$ und somit handelt es sich in P_{12} um einen geerbten Fehler. Nun wird $v := \text{prune}(v' u_1) \in \text{PrET}_{12}$ gewählt, das wiederum ein Präfix von v' ist.

2.:

Durch die Definitionen ist klar, dass $L_j \subseteq EL_j$ und $ET_j \subseteq EL_j$ gilt. Die Argumentation startet auf den rechten Seite der Gleichung:

$$\begin{aligned}
 (EL_1 \| EL_2) \cup ET_{12} &\stackrel{2.5}{=} ((L_1 \cup ET_1) \| (L_2 \cup ET_2)) \cup ET_{12} \\
 &= (L_1 \| L_2) \cup \underbrace{(L_1 \| ET_2)}_{\substack{\subseteq (EL_1 \| ET_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup \underbrace{(ET_1 \| L_2)}_{\substack{\subseteq (ET_1 \| EL_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup \underbrace{(ET_1 \| ET_2)}_{\substack{\subseteq (EL_1 \| ET_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup ET_{12} \\
 &= (L_1 \| L_2) \cup ET_{12} \\
 &\stackrel{1.9}{=} L_{12} \cup ET_{12} \\
 &\stackrel{2.5}{=} EL_{12}.
 \end{aligned}$$

□

Korollar 2.10 (Kommunikationsfehler-Präkongruenz). Die Relation \sqsubseteq_E ist eine Präkongruenz bezüglich $\cdot \| \cdot$.

Beweis. Es muss gezeigt werden: Wenn $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ gilt, dann für jedes komponierbare P_3 auch $P_{31} \sqsubseteq_E P_{32}$. D.h. es ist zu zeigen, dass aus $ET_1 \subseteq ET_2$ und $EL_1 \subseteq EL_2$,

$ET_{31} \subseteq ET_{32}$ und $EL_{31} \subseteq EL_{32}$ folgt. Dies ergibt sich aus der Monotonie von cont , prune und $\cdot\|\cdot$ auf Sprachen wie folgt:

- $ET_{31} \stackrel{2.9.1}{=} \text{cont}(\text{prune}((ET_3\|EL_1) \cup (EL_3\|ET_1)))$
 $\begin{array}{c} ET_1 \subseteq ET_2 \\ \text{und} \\ EL_1 \subseteq EL_2 \\ \subseteq \end{array} \text{cont}(\text{prune}((ET_3\|EL_2) \cup (EL_3\|ET_2)))$
 $\stackrel{2.9.1}{=} ET_{32},$
- $EL_{31} \stackrel{2.9.2}{=} (EL_3\|EL_1) \cup E_{31}$
 $\begin{array}{c} EL_1 \subseteq EL_2 \\ \text{und} \\ ET_{31} \subseteq ET_{32} \\ \subseteq \end{array} (EL_3\|EL_2) \cup ET_{32}$
 $\stackrel{2.9.2}{=} EL_{32}.$

□

Lemma 2.11 (Verfeinerung mit Kommunikationsfehlern). *Gegeben sind zwei MEIOs P_1 und P_2 mit der gleichen Signatur. Wenn $U\|P_1 \sqsubseteq_E^B U\|P_2$ für alle Partner U gilt, dann folgt daraus die Gültigkeit von $P_1 \sqsubseteq_E P_2$.*

Beweis. Da P_1 und P_2 die gleiche Signaturen haben wird $I := I_1 = I_2$ und $O := O_1 = O_2$ definiert. Für jeden Partner U gilt $I_U = O$ und $O_U = I$.

Um $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ zu zeigen, wird nachgeprüft, ob folgendes gilt:

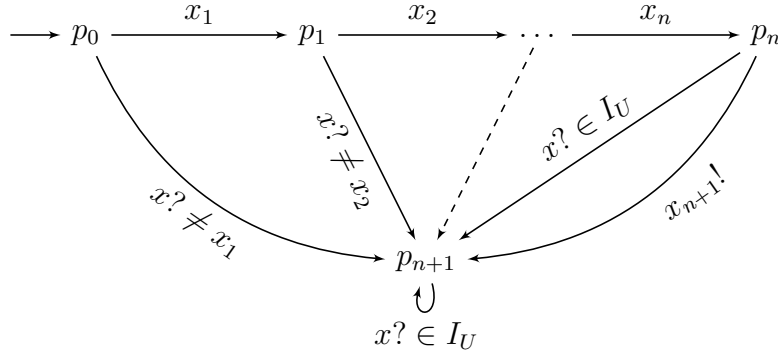
- $ET_1 \subseteq ET_2,$
- $EL_1 \subseteq EL_2.$

Für ein gewähltes präfix-minimales Element $w \in ET_1$ wir gezeigt, dass dieses w oder eines seiner Präfixe in ET_2 enthalten ist. Dies ist möglich, da die beiden Mengen ET_1 und ET_2 durch cont abgeschlossen sind.

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Es handelt sich um einen lokal erreichbaren Fehler-Zustand in P_1 . Für U wird ein Transitionssystem verwendet, das nur aus dem Startzustand und einer must-Schleife für alle Inputs $x \in I_U$ besteht. Somit kann P_1 die im Prinzip gleichen Fehler-Zustände lokal erreichen wie $U\|P_1$. Wegen 2.8 (ii) erreicht auch $U\|P_2$ lokal einen Fehler-Zustand. Durch die Definition von U kann dieser Fehler nur von P_2 geerbt sein. Es muss also in P_2 ein Fehler-Zustand durch interne Aktionen und Outputs erreichbar sein, d.h. es gilt $\varepsilon \in \text{Pr}ET_2$.
- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n x_{n+1} \in \Sigma^+$ mit $n \geq 0$ und $x_{n+1} \in I = O_U$): Es wird der folgende Partner U betrachtet (siehe auch Abbildung 2.1):

- $U = \{p_0, p_1, \dots, p_{n+1}\},$
- $p_{0U} = p_0,$

- $\dashrightarrow_U = \rightarrow_U = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j \leq n\}$
 $\cup \{(p_j, x, p_{n+1}) \mid x \in I_U \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j \leq n\}$
 $\cup \{(p_{n+1}, x, p_{n+1}) \mid x \in I_U\},$
- $E_U = \emptyset.$


 Abbildung 2.1: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_U \setminus \{x_j\}$

Für w können nun zwei Fälle unterschieden werden. Aus beiden wird folgen, dass für die Parallelkomposition $U \parallel P_1$ $\varepsilon \in PrET(U \parallel P_1)$ gilt.

- Fall 2a) ($w \in MIT_1$): In $U \parallel P_1$ erhält man $(p_0, p_{01}) \xrightarrow{x_1 \dots x_n}_{U \parallel P_1} (p_n, p')$ mit $p' \not\xrightarrow{x_{n+1}}_1$ und $p_n \xrightarrow{x_{n+1}}_U$. Deshalb gilt $(p_n, p') \in E_{U \parallel P_1}$. Da alle Aktionen aus w bis auf x_{n+1} synchronisiert werden und $I \cap I_U = \emptyset$, gilt $x_1, \dots, x_n \in O_{U \parallel P_1}$. Da $(p_n, p') \in E_{U \parallel P_1}$ in $U \parallel P_1$ lokal erreichbar ist gilt $\varepsilon \in PrET(U \parallel P_1)$.
- Fall 2b) ($w \in PrET_1$): In der Parallelkomposition von U und P_1 erhält man $(p_0, p_{01}) \xrightarrow{w}_{U \parallel P_1} (p_{n+1}, p'') \xrightarrow{u}_{U \parallel P_1} (p_{n+1}, p')$ für $u \in O^*$ und $p' \in E_1$. Daraus folgt $(p_{n+1}, p') \in E_{U \parallel P_1}$ und somit $wu \in StET(U \parallel P_1)$. Da alle Aktionen in w synchronisiert werden und $I \cap I_U = \emptyset$, gilt $x_1, \dots, x_n, x_{n+1} \in O_{U \parallel P_1}$ und, da $u \in O^*$, folgt $u \in O_{U \parallel P_1}^*$. Somit ergibt sich $\varepsilon \in PrET(U \parallel P_1)$.

Da $\varepsilon \in PrET(U \parallel P_1)$ gilt, kann durch $U \parallel P_1 \sqsubseteq_E^B U \parallel P_2$ unter zuhelfenahme von 2.8 (ii) geschlossen werden, dass auch in $U \parallel P_2$ ein Fehler-Zustand lokal erreichbar sein muss.

Der in $U \parallel P_2$ erreichbare Fehler kann geerbt oder neu sein.

- Fall 2i) (neuer Fehler): Da jeder Zustand von U alle Inputs $x \in O = I_U$ durch must-Transitionen sicherstellt, muss ein lokal erreichbarer Fehler-Zustand der Form sein, dass ein Output $a \in O_U$ von U möglich ist, dessen Synchronisation in P_2 mit einem passenden Input nicht sichergestellt ist (P_2 enthält die entsprechende a Transitionen nicht als must-Transition). Durch die Konstruktion von U sind in p_{n+1} keine Outputs möglich. Ein neuer Fehler muss also die Form (p_i, p') haben mit $i \leq n, p' \not\xrightarrow{x_{i+1}}_2$ und $x_{i+1} \in O_U = I$. Durch Projektion

erhält man dann $p_{02} \stackrel{x_1 \dots x_i}{\Rightarrow}_2 p' \not\stackrel{x_{i+1}}{\rightarrow}_2$ und damit gilt $x_1 \dots x_{i+1} \in MIT_2 \subseteq ET_2$. Somit ist ein Präfix von w in ET_2 enthalten.

- Fall 2ii) (geerbter Fehler): U hat $x_1 \dots x_i u$ mit $u \in I_U^* = O^*$ ausgeführt und ebenso hat P_2 dieses Wort abgearbeitet. Durch dies hat P_2 einen Zustand in E_2 erreicht, da von U keine Fehler geerbt werden können. Es gilt dann $\text{prune}(x_1 \dots x_i u) = \text{prune}(x_1 \dots x_i) \in PrET_2 \subseteq ET_2$. Da $x_1 \dots x_i$ ein Präfix von w ist, führt in diesem Fall eine Verlängerung um lokale Aktionen eines Präfix von w zu einem Fehler-Zustand. Da ET der Menge aller Verlängerungen von gekürzten Fehler-Traces entspricht, ist $x_1 \dots x_i$ in ET_2 enthalten und somit auch w in ET_2 enthalten.

Um die andere Inklusion zu beweisen, reicht es aufgrund der ersten Inklusion und der Definition von EL aus zu zeigen, dass $L_1 \setminus ET_1 \subseteq EL_2$ gilt.

Es wird dafür ein beliebiges $w \in L_1 \setminus ET_1$ gewählt und gezeigt, dass es in EL_2 enthalten ist.

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Da ε immer in EL_2 enthalten ist, muss hier nichts gezeigt werden.
- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n$ mit $n \geq 1$): Es wird ein Partner U wie folgt konstruiert (siehe dazu auch Abbildung 2.2):

- $U = \{p_0, p_1, \dots, p_n, p\}$,
- $p_0 U = p_0$,
- $\dashrightarrow_U = \rightarrow_U = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j < n\} \cup \{(p_j, x, p) \mid x \in I_U \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j < n\} \cup \{(p, x, p) \mid x \in I_U\}$,
- $E_U = \{p_n\}$.

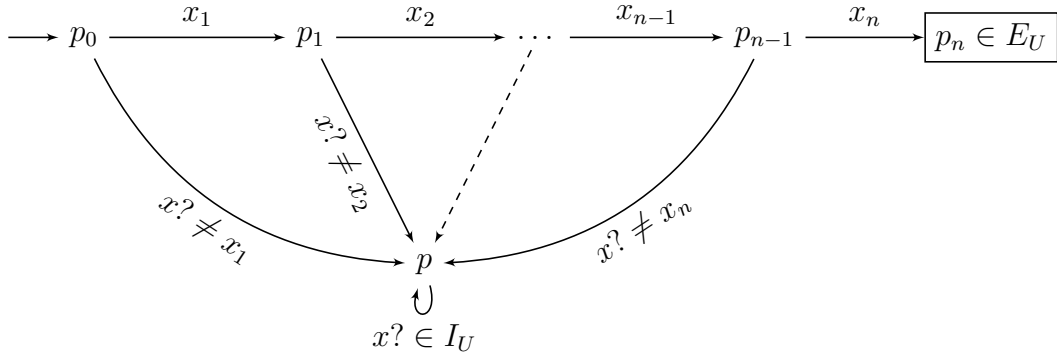


Abbildung 2.2: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_U \setminus \{x_j\}$, p_n ist der einzige Fehler-Zustand

Da $p_{01} \stackrel{w}{\Rightarrow}_1 p'$ gilt, kann man schließen, dass $U \parallel P_1$ einen lokal erreichbaren geerbten Fehler hat. Aufgrund von Korollar 2.8 (ii) muss ebenfalls ein Fehler-Zustand in $U \parallel P_2$ lokal erreichbar sein.

- Fall 2a) (neuer Fehler aufgrund von $x_i \in O_U$ und $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_{i-1}}_2 p'' \not\xrightarrow{x_i}_2$): Es gilt $x_1 \dots x_i \in MIT_2$ und somit $w \in EL_2$. Anzumerken ist, dass es nur auf diesem Weg Outputs von U möglich sind, deshalb gibt es keine anderen Outputs von U , die zu einem neuen Fehler führen könnten.
- Fall 2b) (neuer Fehler aufgrund von $a \in O = I_U$): Der einzige Zustand, in dem U nicht alle Inputs erlaubt sind, ist p_n , der bereits ein Fehler-Zustand ist. Da in diesem Fall der Fehler-Zustand in $U \parallel P_2$ erreichbar ist, besitzt das komponierte MEIO einen geerbten Fehler und es gilt $w \in L_2 \subseteq EL_2$, wegen dem folgenden Fall 2c).
- Fall 2c) (geerbter Fehler von U): Da p_n der einzige Fehler-Zustand in U ist und alle Aktionen synchronisiert sind, ist dies nur möglich, wenn $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_n}_2$ gilt. In diesem Fall ist w ausführbar und es gilt $w \in L_2 \subseteq EL_2$.
- Fall 2d) (geerbter Fehler von P_2): Es gilt $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_i u}_2 p' \in E_2$ für ein $i \geq 0$ und $u \in O^*$. Somit ist $x_1 \dots x_i u \in StET_2$ und damit $\text{prune}(x_1 \dots x_i u) = \text{prune}(x_1 \dots x_i) \in PrET_2 \subseteq EL_2$. Es gilt also $w \in EL_2$.

□

Der folgende Satz sagt aus, dass \sqsubseteq_E die größte Präkongruenz ist, die charakterisiert werden soll, also gleich der vollständig abstrakten Präkongruenz \sqsubseteq_E^C .

Satz 2.12 (Vollständige Abstraktheit für Kommunikationsfehler-Semantik).
 Für zwei MEIOs P_1 und P_2 mit derselben Signatur gilt $P_1 \sqsubseteq_E^C P_2 \Leftrightarrow P_1 \sqsubseteq_E P_2$.

Beweis.

„ \Leftarrow “: Nach Definition gilt genau dann, wenn $\varepsilon \in ET(P)$, ist ein Fehler-Zustand lokal erreichbar in P . $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ impliziert, dass $\varepsilon \in ET_2$ gilt, wenn $\varepsilon \in ET_1$. Somit ist ein Fehler-Zustand in P_1 nur dann lokal erreichbar, wenn dieser auch in P_2 lokal erreichbar ist. Falls es also eine as-Implementierung von P_1 gibt, in der ein Fehler-Zustand lokal erreichbar ist, dann gibt es auch mindestens eine as-Implementierung von P_2 , die einen Fehler-Zustand lokal erreichen kann. Diese as-Implementierung muss es geben, wenn P_1 und P_2 lokal erreichbare Fehler enthalten, wegen Korollar 2.8 (i). Daraus folgt, dass $P_1 \sqsubseteq_E^B P_2$ gilt, da \sqsubseteq_E^B in Definition 2.2 über die lokale Erreichbarkeit der Fehler-Zustände in den as-Implementierungen definiert wurde. Es ist also \sqsubseteq_E in \sqsubseteq_E^B enthalten. Wie in Korollar 2.10 gezeigt, ist \sqsubseteq_E eine Präkongruenz bezüglich $\cdot \parallel \cdot$. Da \sqsubseteq_E^C die größte Präkongruenz bezüglich $\cdot \parallel \cdot$ ist, die in \sqsubseteq_E^B enthalten ist, muss \sqsubseteq_E in \sqsubseteq_E^C enthalten sein. Es folgt also aus $P_1 \sqsubseteq_E P_2$, dass auch $P_1 \sqsubseteq_E^C P_2$ gilt.

„ \Rightarrow “: Durch die Definition von \sqsubseteq_E^C als Präkongruenz in 2.2 folgt aus $P_1 \sqsubseteq_E^C P_2$, dass $U \parallel P_1 \sqsubseteq_E^C U \parallel P_2$ für alle MEIOs U gilt, die mit P_1 komponierbar sind. Da \sqsubseteq_E^C nach Definition auch in \sqsubseteq_E^B enthalten sein soll, folgt aus $U \parallel P_1 \sqsubseteq_E^C U \parallel P_2$ auch die Gültigkeit von $U \parallel P_1 \sqsubseteq_E^B U \parallel P_2$ für alle diese MEIOs U . Mit Lemma 2.11 folgt dann $P_1 \sqsubseteq_E P_2$. □

Es wurde somit eine Kette an Folgerungen gezeigt, die sich zu einem Ring schließt. Dies ist in Abbildung 2.3 dargestellt.

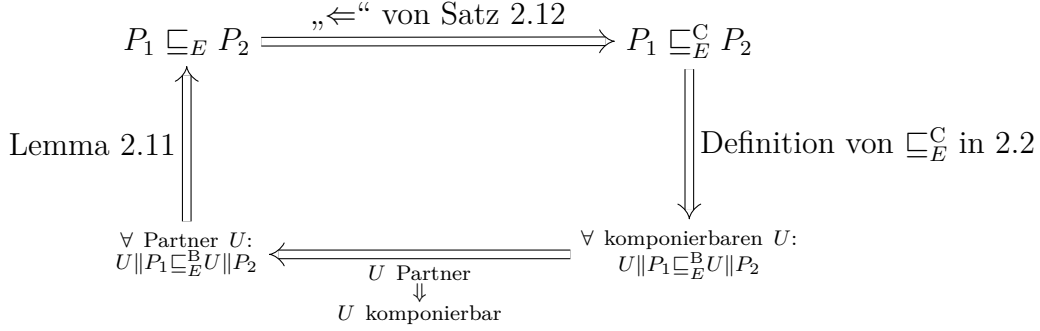


Abbildung 2.3: Folgerungskette der Fehler-Relationen

Angenommen man definiert, dass $P_1 P_2$ verfeinern soll genau dann, wenn für alle Partner MEIOs U , für die P_2 fehler-frei mit U kommuniziert, folgt, dass P_1 ebenfalls fehler-frei mit U kommuniziert. Dann wird auch diese Verfeinerung durch \subseteq_E charakterisiert.

Korollar 2.13. *Es gilt: $P_1 \subseteq_E P_2 \Leftrightarrow U || P_1 \subseteq_E^B U || P_2$ für alle Partner U .*

2.2 Testing-Ansatz

Der grösste Präkongruenz-Ansatz aus dem letzten Teil stützt sich auf die Parallelkomposition von MEIOs, die wie bereits in Kapitel 1.2 erwähnt auch anders gestaltet hätte werden können. Spezielle bei neuen Fehler ist dort gezeigt worden, dass es zu einem ungewöhnlichen Verfeinerungs-Verhalten kommen kann, das möglicherweise gar nicht so gewollt ist. Deshalb ist es sinnvoll sich nur auf die Definition der Parallelkomposition von EIO zu stützen, die hier für die Implementierungen gilt. Dies führt zu dem in diesem Teil behandelten Testing-Ansatz. Dieser lässt jedoch keine Aussage zu grösste Präkongruenz zu, wie das im letzten Teil möglich war. Der Test ersetzt die Basisrelation als grundlegende Definition für den Ansatz. Die Präkongruenz, die sich ergibt, ist jedoch die selbe.

Der Testing-Ansatz stützt sich auf das Vorgehen, das in [BV15b] angewendet wurde. Jedoch sind Tests dort Tupel aus einer Implementierung und einer Menge an Aktionen, über denen synchronisiert werden soll. Die MEIOs, die hier komponiert werden bringen die Menge Synch an Aktionen, die synchronisiert werden bereits mit. Es wird im Gegensatz zu [BV15b] mit Inputs und Outputs gearbeitet und dadurch scheint der Ansatz die gemeinsamen Aktionen zu synchronisieren natürlicher, wie eine Menge an Aktionen beim Test vorzugeben.

Die Definition von lokaler Erreichbarkeit eines Fehler-Zustandes soll aus dem grössten

Präkongruenz-Ansatz übernommen werden. Es wird also trotzdem noch optimistisch davon ausgegangen, dass Fehler erst zu Problemen führen, wenn eine hilfreiche Umgebung dies nicht mehr verhindern kann.

Definition 2.14 (Test und Verfeinerung für Kommunikationsfehler). *Ein Test T ist eine komponierbare Implementierung. Ein MEIO P as-erfüllt einen Kommunikationsfehler-Test T , falls $S \parallel T$ lokal fehler-frei ist für alle $S \in \text{as-impl}(P)$. Es wird dann $P \text{ sat}_{\text{as}}^E T$ geschrieben.*
Ein MEIO P Fehler-verfeinert P' , falls sie die selbe Signaturen haben und für alle Tests T : $P' \text{ sat}_{\text{as}}^E T \Rightarrow P \text{ sat}_{\text{as}}^E T$.

Abgesehen von Korollar 2.8 (ii) erweisen sich Definition 2.3 bis Korollar 2.10 auch hier als nützlich.

Die Basisrelation aus dem größten Präkongruenz-Ansatz gibt es in diesem Teil nicht, somit kann das Lemma 2.11 nicht in dieser Art formuliert werden. Jedoch kann hier mit Tests gearbeitet werden und unter deren zuhilfenahme ein ähnliches Lemma formuliert werden.

Lemma 2.15 (Testing-Verfeinerung mit Kommunikationsfehlern). *Gegeben sind zwei MEIOs P_1 und P_2 mit der gleichen Signatur. Wenn für alle Tests T , die Partner von P_1 bzw. P_2 sind, $P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^E T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^E T$ gilt, dann folgt daraus die Gültigkeit von $P_1 \sqsubseteq_E P_2$.*

Beweis. Da P_1 und P_2 die gleichen Signaturen haben wird $I := I_1 = I_2$ und $O := O_1 = O_2$ definiert. Für jeden Test Partner T gilt $I_T = O$ und $O_T = I$.

Um $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ zu zeigen, wird nachgeprüft, ob folgendes gilt:

- $ET_1 \subseteq ET_2$,
- $EL_1 \subseteq EL_2$.

Für ein gewähltes präfix-minimales Element $w \in ET_1$ wird gezeigt, dass dies w oder eines seiner Präfixe in ET_2 enthalten ist. Dies ist möglich, da die beiden Mengen ET_1 und ET_2 unter cont abgeschlossen sind.

Mit Proposition 2.7 folgt aus $w \in ET_1$, dass es auch eine as-Implementierung P'_1 von P_1 geben muss, für die w ebenfalls in $ET_{P'_1}$ enthalten ist. Da w für P_1 präfix-minimal ist, gilt $w \in \text{Pr}ET_1$ oder $w \in \text{MIT}_1$ mit Proposition 2.4 kann die as-Implementierung P'_1 sogar so gewählt werden, dass w für P'_1 ebenfalls präfix-minimal ist.

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Es ist ein Fehler-Zustand in P'_1 lokal erreichbar. Für T wird ein Transitionssystem verwendet, das nur aus dem Startzustand und einer must-Schleife für alle Inputs $x \in I_T$ besteht. Somit kann P'_1 die im Prinzip gleichen Fehler-Zustände lokal erreichen wie $P'_1 \parallel T$. P'_1 ist in Parallelkomposition mit T nicht lokal fehler-frei somit gilt $P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^E T$ nicht. Es darf also auch P_2 den Test T nicht as-erfüllen, wegen der Implikation $P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^E T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^E T$. Damit P_2 T nicht as-erfüllt muss es eine as-Implementierung P'_2 geben, die in Parallelkomposition mit T zu einem nicht lokal fehler-freien System führt. Es muss also in $P'_2 \parallel T$ ein Fehler lokal erreichbar

sein. Durch die Definition von T kann dieser Fehler nur von P'_2 geerbt sein. In P'_2 kann dieser Fehler-Zustand nur durch internen Aktionen und Outputs erreichbar sein, da T keine Outputs besitzt, die man mit Inputs aus P'_2 synchronisieren könnte und unsynchronisierte Aktionen sind in einer Parallelkomposition von Partner nicht möglich. Somit gilt $\varepsilon \in PrET_{P'_2} \subseteq ET_{P'_2}$. Mit Proposition 2.7 folgt daraus $\varepsilon \in ET_2$.

- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n x_{n+1} \in \Sigma^+$ mit $n \geq 0$ und $x_{n+1} \in I = O_T$): Es wird der folgende Partner T betrachtet (dieser entspricht bis auf die Benennungen der Mengen dem Transitionssystem U aus Abbildung 2.1):

- $T = \{p_0, p_1, \dots, p_{n+1}\}$,
- $p_{0T} = p_0$,
- $\dashrightarrow_T = \rightarrow_T = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j \leq n\} \cup \{(p_j, x, p_{n+1}) \mid x \in I_T \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j \leq n\} \cup \{(p_{n+1}, x, p_{n+1}) \mid x \in I_T\}$,
- $E_T = \emptyset$.

Für das präfix-minimale w können nun zwei Fälle unterschieden werden, für die beide $\varepsilon \in PrET(P'_1 \parallel T)$ folgen wird.

- Fall 2a) ($w \in MIT_{P'_1}$): In $P'_1 \parallel T$ erhält man $(p'_{01}, p_0) \xrightarrow{x_1 \dots x_n}_{P'_1 \parallel T} (p', p_n)$ mit $p' \not\xrightarrow{x_{n+1}}_{P'_1}$ und $p_n \xrightarrow{x_{n+1}}_T$. Deshalb gilt $(p', p_n) \in E_{P'_1 \parallel T}$. Da alle Aktionen aus w bis auf x_{n+1} synchronisiert werden und $I \cap I_T = \emptyset$, gilt $x_1, \dots, x_n \in O_{P'_1 \parallel T}$. Es folgt also $\varepsilon \in PrET(P'_1 \parallel T)$.
- Fall 2b) ($w \in PrET_{P'_1}$): In der Parallelkomposition $P'_1 \parallel T$ erhält man die Transitionsfolge $(p_{01}, p_0) \xRightarrow{w}_{P'_1 \parallel T} (p'', p_{n+1}) \xRightarrow{u}_{P'_1 \parallel T} (p', p_{n+1})$ für $u \in O^*$ und $p' \in E_{P'_1}$. Daraus folgt $(p', p_{n+1}) \in E_{P'_1 \parallel T}$ und somit $wu \in StET(P'_1 \parallel T)$. Da alle Aktionen in w synchronisiert werden und $I \cap I_T = \emptyset$, gilt $x_1, \dots, x_n, x_{n+1} \in O_{P'_1 \parallel T}$ und, da $u \in O^*$, folgt $u \in O^*_{P'_1 \parallel T}$. Somit ergibt sich $\varepsilon \in PrET(P'_1 \parallel T)$.

Da $\varepsilon \in PrET(P'_1 \parallel T)$ gilt, kann durch $P_2 sat_{as}^E T \Rightarrow P_1 sat_{as}^E T$ geschlossen werden, dass auch $P_2 sat_{as}^E T$ nicht gelten kann. Die Relation gilt für P_2 nicht, da es eine as-Implementierung P'_2 von P_2 gibt, so dass $P'_2 \parallel T$ nicht lokal fehler-frei ist.

Der lokal erreichbar Fehler in $P'_2 \parallel T$ kann geerbt oder neu sein.

- Fall 2i) (neuer Fehler): Da jeder Zustand von T alle Inputs $x \in O = I_T$ zulässt, muss ein lokal erreichbarer Fehler-Zustand der Form sein, dass ein Outputs $a \in O_T$ von T möglich ist, der nicht mit einem passenden Input aus P'_2 synchronisiert werden werden kann. Durch die Konstruktion von T sind in p_{n+1} keine Outputs möglich. Ein neuer Fehler muss also die Form (p', p_i) haben mit $i \leq n$, $p' \not\xrightarrow{x_{i+1}}_{P'_2}$ und $x_{i+1} \in O_T = I$. Durch Projektion erhält man

dann $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_i}_{P'_2} p' \not\xrightarrow{x_{i+1}}_{P'_2}$ und damit gilt $x_1 \dots x_{i+1} \in MIT_{P'_2} \subseteq ET_{P'_2}$. Es ist also ein Präfix von w in $ET_{P'_2}$ enthalten und mit Proposition 2.7 auch in ET_2 .

- Fall 2ii) (geerbter Fehler): T hat $x_1 \dots x_i u$ mit $u \in I_T^* = O^*$ ausgeführt und ebenso hat P'_2 dieses Wort abgearbeitet. Durch dies hat P'_2 einen Zustand in $E_{P'_2}$ erreicht, da von T keine Fehler geerbt werden können. Es gilt dann $\text{prune}(x_1 \dots x_i u) = \text{prune}(x_1 \dots x_i) \in PrET_{P'_2} \subseteq ET_{P'_2}$. Da $x_1 \dots x_i$ ein Präfix von w ist, führt in diesem Fall eine Verlängerung um lokale Aktionen eines Präfix von w zu einem Fehler-Zustand. Da ET der Menge aller Verlängerungen von gekürzten Fehler-Traces entspricht, ist $x_1 \dots x_i$ in $ET_{P'_2}$ enthalten und somit ist mit Proposition 2.7 ein Präfix von w in ET_2 enthalten.

Um die andere Inklusion zu beweisen, reicht es aufgrund der ersten Inklusion und der Definition von EL aus zu zeigen, dass $L_1 \setminus ET_1 \subseteq EL_2$ gilt.

Es wird dafür ein beliebiges $w \in L_1 \setminus ET_1$ gewählt und gezeigt, dass es in EL_2 enthalten ist. Das w ist wegen der Propositionen 1.8 und 2.7 auch für eine as-Implementierung P'_1 von P_1 in $L_{P'_1} \setminus ET_{P'_1}$ enthalten.

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Da ε immer in EL_2 enthalten ist, muss hier nichts gezeigt werden.
- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n$ mit $n \geq 1$): Es wird ein Partner T wie folgt konstruiert (T entspricht dabei U aus Abbildung 2.2 bis auf die Benennung der Mengen):

- $T = \{p_0, p_1, \dots, p_n, p\}$,
- $p_{0T} = p_0$,
- $\dashrightarrow_T = \longrightarrow_T = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j < n\} \cup \{(p_j, x, p) \mid x \in I_T \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j < n\} \cup \{(p, x, p) \mid x \in I_T\}$,
- $E_T = \{p_n\}$.

Da $p_{01} \xrightarrow{w}_{P'_1} p'$ gilt, kann man schließen, dass $P'_1 \parallel T$ ein lokal erreichbaren geerbten Fehler hat. Es muss also auch eine as-Implementierung P'_2 von P_2 geben, für die $P'_2 \parallel T$ einen lokal erreichbaren Fehler-Zustand hat.

- Fall 2a) (neuer Fehler aufgrund von $x_i \in O_T$ und $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_{i-1}}_{P'_2} p'' \not\xrightarrow{x_i}_{P'_2}$): Es gilt $x_1 \dots x_i \in MIT_{P'_2}$ und somit $w \in EL_{P'_2}$. Anzumerken ist, dass es nur auf diesem Weg Outputs von T möglich sind, deshalb gibt es keine anderen Outputs von T , die zu einem neuen Fehler führen können. Es gilt $w \in EL_2$ wegen Proposition 2.7.
- Fall 2b) (neuer Fehler aufgrund von $a \in O = I_T$): Der einzige Zustand, in dem T nicht alle Inputs erlaubt sind, ist p_n , der bereits ein Fehler-Zustand ist. Da in diesem Fall der Fehler-Zustand in $P'_2 \parallel T$ erreichbar ist, besitzt der komponierte MEIO einen geerbten Fehler und es gilt $w \in L_{P'_2} \subseteq EL_2$, wegen dem folgenden Fall 2c).

- Fall 2c) (geerbter Fehler von T): Da p_n der einzige Fehler-Zustand in T ist und alle Aktionen synchronisiert sind, ist dies nur möglich, wenn $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_n}_{P'_2}$ gilt. In diesem Fall ist $w \in L_{P'_2} \subseteq EL_{P'_2}$. Daraus folgt mit Proposition 2.7 $w \in EL_2$.
- Fall 2d) (geerbter Fehler von P'_2): Es gilt $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_i u}_{P'_2} p' \in E_{P'_2}$ für ein $i \geq 0$ und $u \in O^*$. Somit ist $x_1 \dots x_i u \in StET_{P'_2}$ und damit $\text{prune}(x_1 \dots x_i u) = \text{prune}(x_1 \dots x_i) \in PrET_{P'_2} \subseteq EL_{P'_2}$. Mit Hilfe von Proposition 2.7 folgt $w \in EL_{P'_2} \subseteq EL_2$.

□

Satz 2.16. Falls $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ gilt folgt draus, dass P_1 P_2 Fehler-verfeinert.

Beweis. Um zu zeigen, dass P_1 P_2 Fehler-verfeinert, muss nachgewiesen werden, dass für alle Test T $P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^E T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^E T$ gilt. Diese Aussage ist analog zu für alle Test T gilt $\neg P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^E T \Rightarrow \neg P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^E T$. Es wird ein beliebiger Test T gewählt für den $\neg P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^E T$ gilt. Es muss also eine as-Implementierung P'_1 von P_1 geben, die in der Parallelkomposition einen Fehler lokal erreicht. Es gilt also $\varepsilon \in ET_{P'_1 \| T}$. Nach Satz 2.9.1 gilt $ET_{P'_1 \| T} = \text{cont}(\text{prune}((ET_{P'_1} \| EL_T) \cup (EL_{P'_1} \| ET_T)))$. ε ist auf jeden Fall präfix-minimal, das cont hat also keinen Einfluss. Mit Proposition 2.7 folgt $\varepsilon \in \text{prune}((ET_1 \| EL_T) \cup (EL_1 \| ET_T))$. Es gibt also ein $w \in O_{P_1 \| T}^*$, dass entweder in der Menge $ET_1 \| EL_T$ oder in der Menge $EL_1 \| ET_T$ enthalten ist. Es gibt also Wörter w_1 und w_T mit $w \in w_1 \| w_T$, $w_1 \in ET_1$ bzw. $w_1 \in EL_1$ und $w_T \in EL_T$ bzw. $w_T \in ET_T$. Da $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ gilt, folgt $w_1 \in ET_2$ bzw. $w_1 \in EL_2$. Es gibt durch Proposition 2.7 eine as-Implementierung P'_2 von P_2 für die $w_1 \in ET_{P'_2}$ bzw. $w_1 \in EL_{P'_2}$ gilt. In Parallelkomposition mit T ist das Wort w also in der Menge $(ET_{P'_2} \| EL_T) \cup (EL_{P'_2} \| ET_T)$ enthalten. P_1 und P_2 müssen die gleiche Signatur besitzen, es gilt also auch $w \in O_{P'_2 \| T}$ und somit $\varepsilon \in \text{prune}((ET_{P'_2} \| EL_T) \cup (EL_{P'_2} \| ET_T))$. Es ist also in $P'_2 \| T$ ein Fehler lokal erreichbar und es folgt $\neg P'_2 \text{ sat}_{\text{as}}^E T$. □

Auch die in diesem Abschnitt gezeigten Folgerungen schließen sich zu einem Ring. Dies ist in Abbildung 2.4 dargestellt.

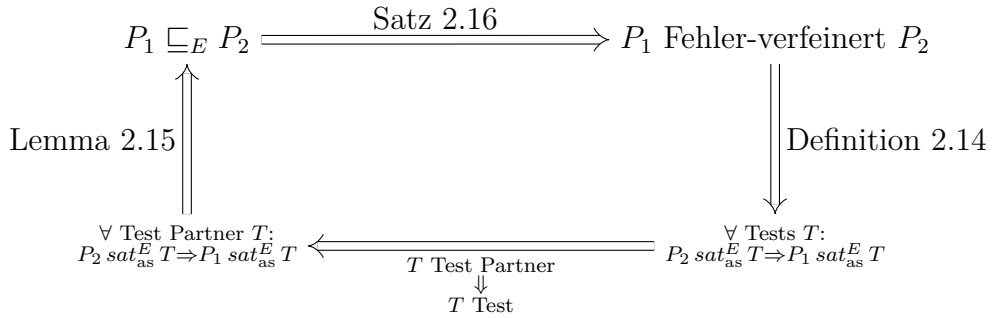


Abbildung 2.4: Folgerungskette der Testing-Verfeinerung und Fehler-Relation

Die in Abbildung 2.4 dargestellten Zusammenhänge lassen sich zu einer Äquivalenz zusammenfassen.

Korollar 2.17. *Es gilt: $P_1 \sqsubseteq_E P_2 \Leftrightarrow P_1$ Fehler-verfeinert P_2 .*

2.3 Zusammenhänge

Satz 2.18 (Zusammenhang der Verfeinerungs-Relationen mit der Fehler-Relation). *Für MEIOs P und Q gilt $P \sqsubseteq_{\text{as}} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_{\text{w-as}} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_E Q$. Die Implikationen in die andere Richtung gelten jedoch nicht.*

Beweis.

$P \sqsubseteq_{\text{as}} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_{\text{w-as}} Q$:

Um diese Implikation zu zeigen, muss man nachweisen, dass jede starke as-Verfeinerungs-Relation auch die Definition 1.4 der schwachen as-Verfeinerungs-Relation erfüllt. In beiden Simulations-Definitionen (1.3 und 1.4) müssen die Punkte für alle $(p, q) \in \mathcal{R}$ mit $q \notin E_Q$ gelten. Sei \mathcal{R} nun eine as-Verfeinerungs-Relation. Es gilt also mit 1.3.1, dass p kein Fehler-Zustand von P ist. Somit ist auch 1. von 1.4 erfüllt. Für alle $\alpha \in \Sigma_\tau$ impliziert 1.3.2 $q \xrightarrow{\alpha}_Q q' \Rightarrow p \xrightarrow{\alpha}_P p'$ für ein p' mit $p' \mathcal{R} q'$. Da $\Sigma_\tau = I \cup O \cup \{\tau\}$ gilt, sind dadurch 2. und 3. der Definition 1.4 erfüllt. Die schwache ε -Transition aus 2. führt keine echten Transitionen aus, sondern bleibt beim Zustand p' . Die schwache $\hat{\omega}$ -Transition aus 3. entspricht in \mathcal{R} nur einer einzigen Transition für ω . Die Punkte 4. und 5. aus Definition 1.4 werden durch 1.3.3 erfüllt. Es gilt für $\mathcal{R} \Rightarrow p \xrightarrow{\alpha}_P p'$ impliziert $q \xrightarrow{\alpha}_Q q'$ für ein q' mit $p' \mathcal{R} q'$. Die in 1.4 geforderten schwachen may-Transitionen werden hier jeweils stark durch eine einzige Transition umgesetzt. \mathcal{R} ist also auch eine schwache as-Verfeinerungs-Relation.

$P \sqsubseteq_{\text{w-as}} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_E Q$:

Um diese Implikation zu beweisen wird gezeigt, dass eine beliebige schwache as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} zwischen P und Q auch die Eigenschaften der Relation \sqsubseteq_E erfüllt. Da \mathcal{R} eine schwache as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q ist, muss $p_0 \mathcal{R} q_0$ gelten. Es sind die folgenden Punkte nachzuweisen:

- $ET_P \subseteq ET_Q$,
- $EL_P \subseteq EL_Q$.

Für den ersten Punkt wird ein beliebiges w aus ET_P betrachtet und gezeigt, dass dieses auch in ET_Q enthalten ist. Es kann davon ausgegangen werden, dass w präfix-minimal ist, da beide ET -Mengen unter cont abgeschlossen sind. w kann ein Element aus $PrET(P)$ sein oder ein Element aus $MIT(P)$.

- Fall 1 ($w \in PrET(P)$): Es existiert ein $v \in O_P$, sodass das Wort wv in P einen Fehler-Zustand erreicht. Für die entsprechende Transitionsfolge existieren Zustände p_1, p_2, \dots, p_n in P und Aktionen $\alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n$, die zusammengesetzt ein Wort

$w' = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n$ bilden, dass ohne die internen Aktionen wv entspricht. Die entsprechende Transitionsfolge in P ist dann $p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n \in E_P$. Abhängig davon, ob α_j ein Input oder eine lokale Aktion ist, kann mit 1.4.4 bzw. 1.4.5 argumentiert werden, dass das jeweilige α_j auch in Q schwach ausführbar ist, solange der entsprechende Zustand q_{j-1} kein Fehler-Zustand ist für $j \in \{1, 2, \dots, n\}$. Falls ein q_j für $j < n$ in E_Q enthalten ist, wurde bis dort ein Präfix von wv ausgeführt. Dieses Präfix ist in $StET_Q$ enthalten. Es gilt also mit $w = \text{prune}(wv)$ und dem Abschluss von ET unter $\text{cont } w \in ET_Q$. Ansonsten gibt es in Q einen Trace $q_0 \xRightarrow{\hat{\alpha}_1}_Q q_1 \xRightarrow{\hat{\alpha}_2}_Q \dots q_{n-1} \xRightarrow{\hat{\alpha}_n}_Q q_n$, wobei $p_j \mathcal{R} q_j$ für alle $0 \leq j \leq n$ gilt. Mit 1.4.1 folgt, dass $q_n \in E_Q$ gelten muss und somit auch $w \in ET_Q$ mit der Begründung von oben.

- Fall 2 ($w \in MIT(P)$): w ist in P ein Input-kritischer Trace. Es existiert also eine Aufteilung von w in va mit $v \in \Sigma^*$ und $a \in I$. Der Trace in P kann wie folgt dargestellt werden: $\exists v' \in \Sigma_\tau^*, \exists p_1, p_2, \dots, p_n, \exists \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n : \hat{v}' = v \wedge v' = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n \wedge p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n \xrightarrow{a}_P$. Basierend auf 1.4.4 bzw. 1.4.5 kann daraus gefolgert werden, dass die α_j auch schwach ausführbar sind in Q , falls kein q_{j-1} angetroffen wird, dass in E_Q enthalten ist für $j \in \{1, 2, \dots, n\}$. Falls eines der q_j mit $0 \leq j \leq n$ ein Fehler-Zustand ist, dann ist w in ET_Q enthalten, da ein Präfix von w ein strikter Fehler-Trace in Q ist. Ansonsten gilt $q_0 \xRightarrow{\hat{\alpha}_1}_Q q_1 \xRightarrow{\hat{\alpha}_2}_Q \dots q_{n-1} \xRightarrow{\hat{\alpha}_n}_Q q_n$ mit $p_j \mathcal{R} q_j$ für alle $j \in \{0, 1, \dots, n\}$. Da a für p_n in P keine ausgehende must-Transition sein kann, gilt mit 1.4.2 auch $q_n \xrightarrow{a}_Q$. w ist in $MIT_Q \subseteq ET_Q$ enthalten.

Für den zweiten Punkt kann man sich auf die Inklusion $EL_P \setminus ET_P \subseteq EL_Q$ einschränken, da der erste Punkt bereits vorausgesetzt werden kann. $EL_P \setminus ET_P$ ist eine Teilmenge der Sprache L_P . Somit ist ein w in P ausführbar. Es gibt also einen Trace $p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n$ in P , wobei w der Aktionsfolge $\alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n$ entspricht bis auf die internen Aktionen. Erneut können hier 1.4.4 und 1.4.5 dazu verwendet werden einen analogen Trace in Q zu finden. Falls ein q_j für $0 \leq j \leq n$ in E_Q enthalten ist, gilt $w \in ET_Q \subseteq EL_Q$. Es wird also im Folgenden davon ausgegangen, dass kein q_j ein Fehler-Zustand ist. Es gilt dann $q_0 \xRightarrow{\hat{\alpha}_1}_Q q_1 \xRightarrow{\hat{\alpha}_2}_Q \dots q_{n-1} \xRightarrow{\hat{\alpha}_n}_Q q_n$ in Q mit $p_j \mathcal{R} q_j$ für $0 \leq j \leq n$ und somit $w \in L_Q \subseteq EL_Q$.

$P \sqsubseteq_{\text{as}} Q \not\Leftarrow P \sqsubseteq_{\text{w-as}} Q$:

Im Abbildung 2.5 wird ein Gegenbeispiel dargestellt mit einem MEIO Q und einer schwachen as-Verfeinerung P von Q , die jedoch keine starke as-Verfeinerung von Q ist. Die schwache as-Verfeinerungs-Relationen \mathcal{R} zwischen P und Q enthält die Tupel (p_0, q_0) und (p_1, q_{12}) . Damit \mathcal{R} eine schwache Simulations-Relation zwischen P und Q sein kann müssen die Startzustände in Relation stehen. Dies ist durch $(p_0, q_0) \in \mathcal{R}$ erfüllt. Es sind keine Fehler-Zustände in Q und P enthalten, somit ist 1. der Definition 1.4 bereits für beide Zustands-Tupel erfüllt. Für das Tupel (p_1, q_{12}) sind auch 2.-5. von 1.4 erfüllt, da weder p_1 noch q_{12} ausgehende Transitionen besitzen. Für $(p_0, q_0) \in \mathcal{R}$ gibt es keine ausgehende must-Transitionen. Also ist 2. und 3. von 1.4 bereits erfüllt. Falls α ein

Input ist, fordert 1.4.4, dass die Transition $p_0 \xrightarrow{\alpha}_P p_1$ in Q schwach ausführbar ist in der Form $q_0 \xrightarrow{\alpha}_Q \xRightarrow{\varepsilon}_Q q$. Ein entsprechendes q ist in diesem Fall q_{12} und es gilt $p_1 \mathcal{R} q_{12}$. Falls α eine lokale Aktion ist, lautet die Forderung $q_0 \xRightarrow{\alpha}_Q q$ für Q und q_{12} ist wieder der passende Zustand für q , der mit p_1 in Relation stehen. \mathcal{R} ist also eine schwache as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q .

Angenommen es gibt auch eine starke as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R}' zwischen P und Q , dann muss $p_0 \mathcal{R}' q_0$ gelten. Mit 1.3.3 wird gefordert, dass die Transition $p_0 \xrightarrow{\alpha}_P p_1$ durch eine Transition der Form $q_0 \xrightarrow{\alpha}_Q q$ in Q gematched werden muss. Für den Zustand q kommt dieses mal nur q_{11} in Frage. Es muss also $(p_1, q_{11}) \in \mathcal{R}$ gelten. Der zweite Punkt der Definition 1.3 fordert, dass die τ -must-Transition aus Q auch in P auftauchen muss. Es müsste also ein p geben, für dass $p_1 \xrightarrow{\tau}_P p$ gilt und das Tupel (p, q_{12}) müsste in \mathcal{R} enthalten sein. Da es keine solche Transition gibt, tritt ein Widerspruch zur Annahme auf. Es kann also keine starke as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q geben.

$$Q: \longrightarrow q_0 \xrightarrow{\alpha} q_{11} \xrightarrow{\tau} q_{12} \qquad P: \longrightarrow p_0 \xrightarrow{\alpha} p_1$$

 Abbildung 2.5: Gegenbeispiel zu $\sqsubseteq_{\text{as}} \Leftarrow \sqsubseteq_{\text{w-as}}$

$P \sqsubseteq_{\text{w-as}} Q \not\Leftarrow P \sqsubseteq_E Q$:

Die nicht Gültigkeit dieser Implikation beruht darauf, dass Simulationen strenger sind als Sprach Inklusionen. Das Gegenbeispiel hier ist also so aufgebaut, dass $ET(P) = ET(Q) = \emptyset$ und $L(P) \subseteq L(Q)$ gilt, jedoch keine schwache as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q existieren kann. Q und P sind in der Abbildung 2.6 dargestellt. Damit $ET(P) = ET(Q) = \emptyset$ gilt, dürfen keine der Zustände Fehler-Zustände sein und es muss gefordert werden, dass die Menge I der Inputs für die MEIOs leer ist, ansonsten würde es Input-kritische Traces gegen. P kann keine Aktionen ausführen und Q nur die Output Aktion o somit gilt für die Sprachen $\{\varepsilon\} = L(P) \subset L(Q) = \{\varepsilon, o\}$.

Angenommen es gibt eine schwache as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} zwischen P und Q . Dafür muss $(p_0, q_0) \in \mathcal{R}$ gelten. Da es keine Fehler-Zustände in P gibt, ist 1.4.1 erfüllt. Die Punkte 2., 4. und 5. der Definition 1.4 stellen keine Forderungen an die Relation \mathcal{R} . Da jedoch die Transition $q_0 \xrightarrow{o}_Q q_1$ in Q vorhanden ist, wird die Verfeinerung dieser in P gefordert es müsste also auch eine must-Output-Transition in P geben. Da diese nicht vorhanden ist, stellt dies einen Widerspruch zur Annahme dar und es folgt, dass es keine schwache as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q geben kann.

$$Q: \longrightarrow q_0 \xrightarrow{o!} q_1 \qquad P: \longrightarrow p_0$$

 Abbildung 2.6: Gegenbeispiel zu $\sqsubseteq_{\text{w-as}} \Leftarrow \sqsubseteq_E$ mit $I_P = I_Q = \emptyset$

□

In dieser Arbeit werden im Gegensatz zu [BFLV16] die Fehler bei einer Parallelkomposition beibehalten bzw. aus dieser entstehend angesehen. Es werden dabei alle Transitionen, die nicht durch fehlende Synchronisations-Möglichkeiten wegfallen, übernommen. In [BFLV16] hingegen wird der Ansatz verfolgt alle Fehler zu entfernen und durch einen universal Zustand zu ersetzen, der nur eingehende may-Input-Transitionen zulässt. Auf diese Normierung wurde hier mit Absicht verzichtet um sehen zu können, dass die Fehler einen Ursprung haben, den man später auch noch einsehen kann. Jedoch gibt es trotzdem einen Zusammenhang zwischen diesen beiden Ansätzen.

Die Unterscheidung, die die Basisrelation \sqsubseteq_E^B hier herbei führt, würde dort der Unterscheidung zwischen Transitionssystemen, die den universal Zustand e als Startzustand haben und denen, die einen Startzustand ungleich e besitzen, entsprechen. Falls hier in einer as-Implementierung von P ein Fehler lokal erreichbar ist, dann muss auch in P ein Fehler-Zustand lokal erreichbar sein, wegen 2.8 (i). Dies entspricht $\varepsilon \in PrET(P)$. Das Abschneiden den lokalen Aktionen wird hier nur in der Trace Menge praktiziert, in [BFLV16] jedoch direkt auf den Transitionssystemen. Im Fall der lokalen Fehler-Erreichbarkeit bleibt also nur noch der Zustand e als universal Zustand übrig, für den jedes Verhalten zulässig ist. Falls man hier dieses Pruning mit beliebigem Verhalten nachmachen wollen würde, müsste man an den Zustand e noch eine may-Schleife für alle Aktionen aus I und O hinzufügen.

Da auch der Testing-Ansatz die lokale Fehler-Erreichbarkeit verwendet, existiert der Zusammenhang auch dort für die Parallelkomposition mit dem entsprechenden Test.

Falls es keine Input-kritischen Traces gibt, entspricht \sqsubseteq_E der Relation \sqsubseteq aus [BFLV16], falls auf die MEIOs das entsprechende Abschneiden der Fehler-Traces angewendet würde und diese dann durch einen universal Zustand mit may-Schleife für alle Inputs und Outputs ersetzt würden. Gibt es in Q jedoch einen Input-kritische Traces, würde $P \sqsubseteq_E Q$ zulassen, dass P einen gekürzten Fehler-Trace anstatt dessen besitzt. Diese Art der Verfeinerung lässt \sqsubseteq nicht zu. Jedoch sind die Input-kritischen Traces auch dort die potentiellen Auslöser für neue Fehler-Zustände in einer Parallelkomposition. Diese Problem basiert auf dem Problem, dass \sqsubseteq_E keine schwache as-Verfeinerungs-Relation sein muss, die in \sqsubseteq_{w-as} enthalten ist.

3 Verfeinerungen für Kommunikationsfehler- und Stillstand-Freiheit

In diesem Kapitel wird die Menge der betrachteten Zustandsmengen von den Kommunikations-basierten Fehlern im letzten Kapitel erweitert um stille Zustände. Es wird nur noch der Testing-Ansatz des letzten Kapitels fortgeführt, da dieser sich auf die Parallelkomposition von EIOs stützt und nicht auf die Definition der Parallelkomposition von MEIOs, die auch anders gestaltet hätte werden können.

3.1 Testing-Ansatz

Zustände, die keine must-Outputs ohne einen Input ausführen können, werden als in einer Art Verklemmung angesehen, da sie ohne Zutun von Außen den Zustand nicht mehr verlassen können, falls ein möglicherweise vorhandener may-Output nicht implementiert wird. So ein Zustand hat also keine must-Transitions-Möglichkeiten für einen Output. Falls dieser Zustand die Möglichkeit für eine interne Aktion via einer must-Transition hat, darf durch die τ s niemals ein Zustand erreicht werden, von dem aus ein Output in Implementierungen sicher gestellt wird. Ein Zustand, der keine Outputs und τ s via must-Transitionen ausführen kann, ist also ein Deadlock-Zustand, in denen das System nichts mehr tun können muss ohne einen Input. Wenn man eine Erweiterung um τ s zu Zuständen ohne must-Outputs zulässt, hat man zusätzlich noch Verklemmungen der Art Livelock, da diese Zustände möglicherweise beliebig viele interne Aktionen ausführen können, jedoch nie aus eigener Kraft einen wirklichen Fortschritt in Form eines Outputs bewirken können müssen. Die Menge der Zustände, die sich in einer Verklemmung befinden, würde also durch $\{p \in P \mid \forall a \in O : p \not\Rightarrow_P^a\}$ beschrieben werden. Somit wären dies alle Zustände, die keine Möglichkeit haben ohne einen Input von Außen oder eine implementierte may-Output-Transition je wieder einen Output machen zu können. Falls man diese Definition verwenden würde, müsste man immer alle Zustände betrachten, die durch τ s erreichbar sind. Dies würde einige Betrachtungen deutlich aufwendiger machen und soll deshalb hier nicht behandelt werden. Die Definition für die betrachteten Verklemmungen, hier Stille genannt, beschränkt sich auf Zustände, die keine Outputs und τ s via must-Transitionen ausführen können.

Definition 3.1 (Stillstand). Ein stiller Zustand ist ein Zustand in einem MEIO P , der keine Outputs und kein τ zulässt via must-Transitionen.

Somit ist die Menge der stillen Zustände in einem MEIO P wie folgt formal definiert:
 $Qui(P) := \{p \in P \mid \forall \alpha \in (O \cup \{\tau\}) : p \not\rightarrow_P^\alpha\}$.

Für die Erreichbarkeit wird wie im letzten Kapitel ein optimistischer Anzahl der lokalen Erreichbarkeit für die Fehler-Zustände verwendet. Stille ist kein unabwendbare „Fehler-Art“, sondern kann durch einen Input repariert werden oder im Fall von vorhandenen may-Output-Transitionen oder may- τ -Transitionen, durch eine Implementierung dieser lokalen Aktionen. Daraus ergibt sich, dass Stille im Vergleich zu den Fehlern aus dem letzten Kapitel als weniger „schlimmer Fehler“ anzusehen ist. Somit ist ein stiller Zustand ebenso wie ein Fehler-Zustand erreichbar, sobald er durch Outputs und τ s erreicht werden kann, jedoch ist nicht jede beliebige Fortsetzung eines Traces, das durch lokale Aktionen zu einem stillen Zustand führt ein Stille-Trace.

Definition 3.2 (Test und Verfeinerung für Stillstand). Ein Test T ist eine Implementierung. Ein MEIO P as-erfüllt einen Stillstands-Test T , falls $S \parallel T$ fehler- und stillstand-frei ist für alle $S \in \text{as-impl}(P)$. Es wird dann $P \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Qui}} T$ geschrieben. Die Parallelkomposition $S \parallel T$ ist fehler- und stillstand-frei, wenn kein Fehler- und kein stiller Zustand lokal erreichbar ist.

Ein MEIO P Stille-verfeinert P' , falls für alle Tests T : $P' \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Qui}} T \Rightarrow P \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Qui}} T$.

Um eine genauere Auseinandersetzung mit den Präkongruenzen zu ermöglichen, benötigt man wie im letzten Kapitel die Definition von Traces auf der Struktur. Wie bereits oben erwähnt, ist Stille ein reparierbares Fehlverhalten im Gegensatz zu Fehlern. Es genügt deshalb für Stille die strikten Traces ohne Kürzung zu betrachten.

Definition 3.3 (Stillstands-Traces). Sei P ein MEIO und definiere:

- strikte Stille-Traces: $StQT(P) := \{w \in \Sigma^* \mid p_0 \xRightarrow{w}_P p \in Qui(P)\}$.

Die Definition der strikten Stille-Traces befasst sich nur mit MEIOs im allgemeinen. Jedoch ist auch in diesem Kapitel der Zusammenhang mit den entsprechenden Traces der as-Implementierungen relevant.

Proposition 3.4 (Stillstands-Traces und Implementierungen). Für ein MEIO P gilt für die strikte Stille-Traces: $StQT(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StQT(P')$.

Beweis. Analog zu den Propositionen 1.8 und 2.4 ist die Inklusion am Besten mit einer as-Implementierung zu zeigen und der entsprechenden as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} . Falls der Startzustand p_0 von P ein stiller Zustand ist, muss man zwei as-Implementierungen betrachten, ansonsten genügt es eine für alle w aus $StQT(P)$ anzugeben, wobei w möglicherweise nicht ε entsprechend darf.

Die as-Implementierung P' für den Fall $p_0 \in Qui(P)$ implementiert alle must-Transitionen, keine may-Transitionen und keine Fehler-Zustände von P und hat die Identitäts-Relation als starke as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} . In diesem Fall gilt $\varepsilon \in StQT(P)$. Für

alle $a \in \Sigma$ folgt, wenn in P für einen Zustand p $p \not\rightarrow_P^a$, gilt auch in P' $p' \not\rightarrow_{P'}^a$ für den Zustand, der mit p in Relation steht. Der Startzustand von P' ist mit ε erreichbar und ebenfalls still. Es gilt also $p'_0 \in Qui(P')$ und $\varepsilon \in StQT(P')$. Der 2. Punkt der Definition 1.3 ist für die Identitäts-Relation als as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} erfüllt, da alle must-Transitionen aus P entsprechend in P' umgesetzt wurden. Alle must-Transitionen in P müssen zugrundeliegende may-Transitionen haben, somit gilt auch 3. von 1.3. Der 1. Punkt der Definition ist auch erfüllt, da $E_{P'} = \emptyset$ gilt, wenn keine Fehler-Zustände implementiert werden.

Für alle $w \neq \varepsilon$ und für $w = \varepsilon$, dass zu einem anderen stillen Zustand führt wie p_0 , mit $w \in StQT(P)$ kann P' als die folgende as-Implementierung gewählt werden:

- $P' = \{q \mid p \in P\} \cup \{q' \mid p \in P\}$,
- $p'_0 = q_0$,
- $I_{P'} = I_P$ und $O_{P'} = O_P$,
- $\rightarrow_{P'} = \dashrightarrow_{P'} = \left\{ (q_0, \alpha, q_j) \mid p_0 \dashrightarrow^{\alpha} p_j \right\} \\ \cup \left\{ (q_0, \alpha, q'_j) \mid p_0 \dashrightarrow^{\alpha} p_j \right\} \\ \cup \left\{ (q_j, \alpha, q_k) \mid p_j \xrightarrow{\alpha} p_k \right\} \\ \cup \left\{ (q'_j, \alpha, q'_k) \mid p_j \xrightarrow{\alpha} p_k \right\} \\ \cup \left\{ (q'_j, \alpha, q_k) \mid j \neq 0, p_j \dashrightarrow^{\alpha} p_k, p_j \not\rightarrow^{\alpha} p_k \right\} \\ \cup \left\{ (q'_j, \alpha, q'_k) \mid j \neq 0, p_j \dashrightarrow^{\alpha} p_k, p_j \not\rightarrow^{\alpha} p_k \right\},$
- $E_{P'} = \emptyset$.

Als as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und P' wird die Relation $\mathcal{R} = \{(q_j, p_j) \mid p_j \in P\} \cup \{(q'_j, p_j) \mid p_j \in P\}$ verwendet. Es werden in P' für die ungestrichenen Zustände q nur die must-Transitionen und für die gestrichenen Zustände q' werden die must- und may-Transitionen implementiert. Die must-Transitionen werden nur zu den Zuständen der „gleichen Sorte“ umgesetzt, wohingegen die may-Transitionen, zu denen es keine entsprechende must-Transition in P gibt, von den Zuständen q' zu dem entsprechenden ungestrichenen und gestrichenen Zustand implementiert werden. Da die Menge der Fehler-Zustände leer ist, gilt 1.3.1 für \mathcal{R} . Die must-Transitionen werden für die ungestrichenen und gestrichenen Zustände umgesetzt, dies erfüllt zusammen mit \mathcal{R} die Definition 1.3.2. Ebenso wird der dritte Punkt der Definition 1.3 erfüllt, da sowohl die gestrichenen wie auch die ungestrichenen Zustände mit den entsprechenden Zuständen aus P in der Relation \mathcal{R} stehen. \mathcal{R} ist also eine starke alternierende Simulations-Relation zwischen P' und P . Falls ein Zustand p_j in P still ist, ist es auch der entsprechenden Zustand q_j in P' , da für q_j alle ausgehenden must-Transitionen von p_j implementiert wurden, aber keine einzige may-Transition, die keine der must-Transitionen entspricht. Wenn also für p_j keine Outputs und kein τ möglich waren via must-Transitionen, dann ist es dies auch für q_j nicht. q_j ist in P' mit den selben Traces erreichbar wie p_j in P , da jeder ungestrichene und gestrichene Zustand in P' die selben eingehenden Transitionen

hat wie der entsprechende Zustand in P . Falls der Trace zu p_j may-Transitionen ohne entsprechende must-Transitionen enthält, kann der Trace in P' ausgeführt werden, in dem von q_0 aus der Trace über die gestrichenen Zustände genommen wird bis zur letzten Transition, die zu einem ungestrichenen Zuständen führt in dem auszuführenden Wort. Ab da hat der Trace in P nur must-Transitionen genommen und kann somit in den ungestrichenen Zuständen in P' nachgefolgt werden. Falls der Trace in P insgesamt nur aus must-Transitionen bestanden hat, ist direkt von q_0 aus der Weg über ungestrichene Zustände zu q_j möglich. Es gilt also $StQT(P) \setminus \{\varepsilon\} = StQT(P') \setminus \{\varepsilon\}$. Falls ε zu einem stillen Zustand $p \neq p_0$ in P geführt hat, gilt sogar $StQT(P) = StQT(P')$, da ein Trace aus internen Aktionen in P und P' zu dem entsprechenden stillen Zustand p bzw. q führt. \square

Man hätte anstatt des hier verwendeten P' mit zwei Arten von Zuständen auch den Ansatz des ausrollens der betrachteten Traces analog zu Proposition 2.4.3 anwenden können. Es wäre auch möglich die Inklusion der Input-kritischen Traces aus Proposition 2.4.3 mit dem P' aus dem Beweis der Proposition 3.4 zu begründen.

Für ET und EL gelten die Definitionen aus dem letzten Kapitel. Es wird nur für Stille eine neue Semantik definiert.

Definition 3.5 (Stillstands-Semantik). Sei P ein MEIO.

- Die Menge der fehler-gefluteten Stille-Traces von P ist $QET(P) := StQT(P) \cup ET(P)$.

Für zwei MEIOs P_1, P_2 mit der gleichen Signatur wird $P_1 \sqsubseteq_{Qui} P_2$ geschrieben, wenn $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ und $QET_1 \subseteq QET_2$ gilt.

Proposition 3.6 (Stillstands-Semantik und Implementierungen). Für die Menge der fehler-gefluteten Stille-Traces von P gilt $QET(P) = \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} QET(P')$.

Beweis.

„ \subseteq “:

$$\begin{aligned}
 QET(P) &\stackrel{3.5}{=} StQT(P) \cup ET(P) \\
 &\stackrel{3.4}{\subseteq} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StET(P') \right) \cup ET(P) \\
 &\stackrel{2.7}{=} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StET(P') \right) \cup \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} ET(P') \right) \\
 &= \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StQT(P') \cup ET(P') \\
 &\stackrel{3.5}{=} \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} QET(P').
 \end{aligned}$$

„ \supseteq “:

Es wird hier für ein $w \in QET(P')$ einer beliebigen as-Implementierung P' von P gezeigt, dass das Wort w auch in $QET(P)$ enthalten ist. Es kann danach unterschieden werden, ob w aus $StQT(P') \setminus ET(P')$ stammt oder aus $ET(P')$. Falls $w \in ET(P')$ gilt, folgt mit Proposition 2.7 bereits, dass $w \in ET(P) \subseteq QET(P)$ gilt. Somit wird für den Rest des Beweises davon ausgegangen, dass $w \in StQT(P') \setminus ET(P')$ ist. w führt in P' also nur zu einem stillen Zustand und hat nichts mit Fehler-Zuständen in P' zu tun. Der Trace, der durch w in P' beschrieben wird, hat die folgende Form: $\exists w' \in \Sigma_\tau, \exists \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n, \exists p'_1, p'_2, \dots, p'_n : \hat{w}' = w \wedge w' = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n \wedge p'_0 \xrightarrow{\alpha_1}_{P'} p'_1 \xrightarrow{\alpha_2}_{P'} \dots p'_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_{P'} p'_n \in Qui_{P'}$. Da es eine as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} geben muss, die beweist, dass P' P as-verfeinert, muss es ein Präfix von w geben, dass auch in P ausführbar ist. Falls w nicht vollständig ausführbar ist in P , muss auf dem Weg, auf dem das Präfix von w ausgeführt wird ein Zustand p_j mit $0 \leq j \leq n$ liegen, der ein Fehler-Zustand ist. Es gilt dann $w \in ET(P) \subseteq QET(P)$. Falls jedoch w in P ausführbar ist ohne einen Fehler-Zustand zu erreichen, gibt es einen analogen Trace zu dem in P' , der Form: $p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n$, wobei $p'_j \mathcal{R} p_j$ für alle j aus $\{0, 1, \dots, n\}$ gilt. Es wird also durch w ein Zustand p_n erreicht, der mit dem Zustand p'_n in der starken as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} stehen. p'_n ist still, nach Voraussetzung. Es gilt also für alle $\omega \in O \cup \{\tau\}$ $p'_n \not\xrightarrow{\omega}$. Da $(p'_n, p_n) \in \mathcal{R}$ gilt und beide Zustände keine Fehler-Zustände sind, muss auch $p_n \not\xrightarrow{\omega}$ für alle $\omega \in O \cup \{\tau\}$ gelten, da sonst 1.3.2 verletzt würde. Es gilt also in diesem Fall $w \in StQT(P) \subseteq QET(P)$. \square

Wie im letzten Kapitel kann aus der vorangegangenen Proposition über die Gleichheit der betrachteten Trace Mengen in der Relation \sqsubseteq_{Qui} auch eine Aussage über die lokale Erreichbarkeit „fehlerhafter Zustände“ in einer Spezifikation und den zugehörigen Implementierungen getroffen werden.

Korollar 3.7 (lokale Stillstands Erreichbarkeit).

- (i) Falls in einem MEIO P ein Fehler lokal erreichbar ist, dann existiert auch eine as-Implementierung, in der ein Fehler lokal erreichbar ist.
- (ii) Falls ein MEIO P einen lokal erreichbaren stillen Zustand besitzt, dann existiert auch eine as-Implementierung, in der ein stiller Zustand lokal erreichbar ist.
- (iii) Falls es eine as-Implementierung von P gibt, die einen Fehler oder Stille lokal erreicht, dann ist auch ein Fehler oder Stille in P lokal erreichbar.

Beweis.

- (i) Dieser Punkt folgt direkt aus Korollar 2.8 (i).
- (ii) Da ein stiller Zustand in P lokal erreichbar ist, gilt $w \in StQT_P$ für $w \in O$. Es muss wegen Proposition 3.4 mindestens ein $P' \in \text{as-impl}(P)$ geben, für dass $w \in StQT_{P'}$ gilt. Da w nur aus lokalen Aktion bestehen kann, ist auch in P' ein stiller Zustand lokal erreichbar.

- (iii) Sei P' die as-Implementierung von P , in der ein Fehler- oder stiller Zustand lokal erreichbar ist. Es gilt dann $w \in QET_{P'}$ für $w \in O$. Mit Proposition 3.6 folgt daraus $w \in QET_P$. Es muss also auch in P ein Fehler- oder stiller Zustand lokal erreichbar sein.

□

Für spätere Beweise werden noch Zusammenhänge zwischen Stille-Zuständen in den einzelnen Komponenten und in einer Parallelkomposition dieses Komponenten benötigt.

Lemma 3.8 (Stillstands-Zustände unter Parallelkomposition).

1. Ein Zustand (p_1, p_2) aus der Parallelkomposition P_{12} ist still, wenn es auch die Zustände p_1 und p_2 in P_1 bzw. P_2 sind.
2. Wenn der Zustand (p_1, p_2) still ist und nicht in E_{12} enthalten ist, dann sind auch die auf die Teilsysteme projizierten Zustände p_1 und p_2 still.

Beweis.

1. Da $p_1 \in Qui_1$ und $p_2 \in Qui_2$ gilt, haben diese beiden Zustände jeweils höchstens die Möglichkeit für Input-Transitionen oder Output- und τ -may-Transitionen, jedoch keine Möglichkeit für Outputs oder τ s als must-Transitionen.
Angenommen der Zustand, der durch die Parallelkomposition aus den Zuständen p_1 und p_2 entsteht, ist nicht still, d.h. er hat eine ausgehende must-Transition für einen Output oder ein τ .
 - Fall 1 $((p_1, p_2) \xrightarrow{\tau}_{12})$: Ein τ ist eine interne Aktion und kann in der Parallelkomposition nicht durch das Verbergen von Aktionen bei der Synchronisation entstehen. Ein τ in der Parallelkomposition ist also auch nur möglich, wenn dies bereits als must-Transition in einer Komponente möglich war für einen der Zustände, aus denen (p_1, p_2) zusammensetzt ist. Jedoch verbietet die Voraussetzung, dass p_1 oder p_2 eine ausgehende τ -must-Transition haben, deshalb kann auch (p_1, p_2) keine solche Transition besitzen.
 - Fall 2 $((p_1, p_2) \xrightarrow{a}_{12}$ mit $a \in O_{12} \setminus \text{Synch}(P_1, P_2))$: Da es sich bei a um einen Output handelt, der nicht in $\text{Synch}(P_1, P_2)$ enthalten ist, kann dieser nicht aus der Synchronisation von zwei Aktionen entstanden sein, sondern muss bereits für P_1 oder P_2 als must-Transition ausführbar gewesen sein. Es gilt also $\text{oBdA } p_1 \xrightarrow{a}_1$ mit $a \in O_1$. Dies ist jedoch aufgrund der Voraussetzung nicht möglich. Somit kann die Parallelkomposition diese Transition für (p_1, p_2) ebenfalls nicht als must-Transition enthalten sein.
 - Fall 3 $((p_1, p_2) \xrightarrow{a}_{12}$ mit $a \in O_{12} \cap \text{Synch}(P_1, P_2))$: Der Output a ist in diesem Fall durch Synchronisation von einem Output mit einem Input entstanden. OBdA gilt $a \in O_1 \cap I_2$. Für die einzelnen Systeme muss also gelten, dass

$p_1 \xrightarrow{a}_1$ und $p_2 \xrightarrow{a}_2$. Die Transition für das System P_1 ist jedoch in der Voraussetzung ausgeschlossen worden. Somit ist es nicht möglich, dass P_{12} diese in diesem Fall angenommene must-Transition für den Zustand (p_1, p_2) ausführen kann.

Da alle diese Fälle zu einem Widerspruch mit der Voraussetzung führen folgt, dass bereits die Annahme, dass der Zustand (p_1, p_2) nicht still ist, falsch war. Es gilt also, dass aus $p_j \in Qui_j$ für $j \in \{1, 2\}$ $(p_1, p_2) \in Qui_{12}$ folgt.

2. Es gilt $(p_1, p_2) \in Qui_{12} \setminus E_{12}$, somit hat dieser Zustand allenfalls die Möglichkeit für must-Transitionen, die mit Inputs beschriftet sind.

Angenommen $p_1 \notin Qui_1$, dann ist für p_1 entweder eine τ -must-Transition oder eine Output-must-Transition möglich.

- Fall 1 ($p_1 \xrightarrow{\tau}_1$): Da die Transition für P_1 möglich ist, hat auch P_{12} die Möglichkeit für eine τ -must-Transition. Dies ist jedoch durch die Voraussetzung verboten und somit kann dieser Fall nicht eintreten.
- Fall 2 ($p_1 \xrightarrow{a}_1$ mit $a \in O_1 \setminus \text{Synch}(P_1, P_2)$): Da es sich bei a um einen must-Output handelt, der nicht zu synchronisieren ist, wird dieser einfach in die Parallelkomposition übernommen. Es müsste also $(p_1, p_2) \xrightarrow{a}_{12}$ mit $a \in O_{12}$ gelten, was jedoch verboten ist. Somit kann die Transition für P_1 in diesem Fall nicht möglich sein.
- Fall 3 ($p_1 \xrightarrow{a}_1$ mit $a \in O_1 \cap \text{Synch}(P_1, P_2)$ und $p_2 \xrightarrow{a}_2$): In diesem Fall ist die Synchronisation des Outputs a von P_1 mit dem Input a von P_2 möglich, so dass in der Parallelkomposition der Output a als must-Transition für (p_1, p_2) entsteht. Diese must-Transition ist jedoch für P_{12} nach Voraussetzung nicht erlaubt. Es folgt also auch, dass dieser Fall nicht eintreten kann.
- Fall 4 ($p_1 \xrightarrow{a}_1$ mit $a \in O_1 \cap \text{Synch}(P_1, P_2)$ und $p_2 \not\xrightarrow{a}_2$): Da P_2 die a Transition nicht als must-Transition enthält, handelt es sich hier um einen neuen Fehler. Das a kann für P_2 kein Output sein, da sonst P_1 und P_2 nicht komponierbar wäre. Der neue Fehler kann dadurch entstehen, dass die Synchronisation des Outputs a von P_1 mit dem Input a von P_2 an dieser Stelle nicht möglich ist, oder da der Input a für p_2 nur als may-Transition vorliegt und somit die Gefahr besteht, dass dieser in einer Implementierung nicht vorhanden ist. Im zweiten Fall synchronisieren die beiden Transitionen zu einer a Output-may-Transition, die in P_{12} zulässig wäre. Jedoch wird der Zustand (p_1, p_2) in beiden Fällen in die Menge E_{12} der Parallelkomposition eingefügt (Definition 1.2). Dies wurde in der Voraussetzung für den Zustand ausgeschlossen und dieser Fall ist somit nicht möglich.

Alle aufgeführten Fälle führen zu einem Widerspruch mit der Voraussetzung, somit folgt, dass die Annahme bereits falsch war und $p_1 \in Qui_1$ gelten muss. Analog kann für p_2 argumentiert werden, so dass dann auch $p_2 \in Qui_2$ folgt.

□

In dem folgenden Satz sind die Punkte 1. und 3. nur zur Vollständigkeit aufgeführt. Sie entsprechen Punkt 1. und 2. aus Satz 2.9.

Satz 3.9 (Kommunikationsfehler- und Stillstands-Semantik für Parallelkompositionen). Für zwei komponierbare MEIOs P_1, P_2 und ihre Komposition P_{12} gilt:

1. $ET_{12} = \text{cont}(\text{prune}((ET_1 \parallel EL_2) \cup (EL_1 \parallel ET_2)))$,
2. $QET_{12} = (QET_1 \parallel QET_2) \cup ET_{12}$,
3. $EL_{12} = (EL_1 \parallel EL_2) \cup ET_{12}$.

Beweis. Es wird nur der 2. Punkt beweisen.

„ \subseteq “:

Hier muss unterschieden werden, ob ein $w \in StQT_{12} \setminus ET_{12}$ oder ein $w \in ET_{12}$ betrachtet wird. Im zweiten Fall ist das w offensichtlich in der rechten Seite enthalten. Somit wird im Folgenden ein $w \in StQT_{12} \setminus ET_{12}$ betrachtet und es wird versucht dessen Zugehörigkeit zur rechten Menge zu zeigen. Aufgrund von Definition 3.3 weiß man, dass $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{w}_{12} (p_1, p_2)$ gilt mit $(p_1, p_2) \in Qui_{12} \setminus E_{12}$. Durch Projektion erhält man $p_{01} \xRightarrow{w_1}_1 p_1$ und $p_{02} \xRightarrow{w_2}_2 p_2$ mit $w \in w_1 \parallel w_2$. Aus $(p_1, p_2) \in Qui_{12} \setminus E_{12}$ kann mit dem zweiten Punkt von Lemma 3.8 gefolgert werden, dass $q_1 \in Qui_1$ und $q_2 \in Qui_2$ gilt. Somit gilt $w_1 \in StQT_1 \subseteq QET_1$ und $w_2 \in StQT_2 \subseteq QET_2$. Daraus folgt $w \in QET_1 \parallel QET_2$ und somit ist w in der rechten Seite der Gleichung enthalten.

„ \supseteq “:

Es muss wieder danach unterschieden werden aus welcher Menge das betrachtete Element stammt. Falls $w \in ET_{12}$ gilt, so kann die Zugehörigkeit zur linken Seite direkt gefolgert werden. Somit wird für den weiteren Beweis dieser Inklusionsrichtung ein Element $w \in QET_1 \parallel QET_2$ betrachtet und gezeigt, dass es in der linken Menge enthalten ist. Da $QET_i = StQT_i \cup ET_i$ gilt, existieren für w_1 und w_2 mit $w \in w_1 \parallel w_2$ unterschiedliche Möglichkeiten:

- Fall 1 ($w_1 \in ET_1 \vee w_2 \in ET_2$): OBdA gilt $w_1 \in ET_1$. Nun kann $w_2 \in StQT_2 \subseteq L_2$ oder $w_2 \in ET_2$ gelten und somit ist auf jeden Fall w_2 in EL_2 enthalten. Daraus kann dann mit dem ersten Punkt von Satz 2.9 gefolgert werden, dass $w \in ET_{12}$ gilt und damit ist w in der linken Seite der Gleichung enthalten.
- Fall 2 ($w_1 \in StQT_1 \setminus ET_1 \wedge w_2 \in StQT_2 \setminus ET_2$): Es gilt in diesem Fall $p_{01} \xRightarrow{w_1}_1 p_1 \in Qui_1$ und $p_{02} \xRightarrow{w_2}_2 p_2 \in Qui_2$. Da p_1 und p_2 in der jeweiligen Stillstands-Menge enthalten sind, ist auch der Zustand, der aus ihnen zusammengesetzt ist, in der Parallelkomposition still, wie bereits im ersten Punkt von Lemma 3.8 gezeigt. Es gilt also für die Komposition $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{w}_{12} (p_1, p_2) \in Qui_{12}$ und dadurch ist w in der linken Seite der Gleichung enthalten, da $w \in StQT_{12} \subseteq QET_{12}$ gilt.

□

Aus diesem Satz kann direkt gefolgert werden, dass \sqsubseteq_{Qui} eine Präkongruenz ist. Den Beweis dazu liefert das folgende Korollar.

Korollar 3.10 (Stillstands-Präkongruenz). *Die Relation \sqsubseteq_{Qui} ist eine Präkongruenz bezüglich $\cdot\|\cdot$.*

Beweis. Es muss gezeigt werden: Wenn $P_1 \sqsubseteq_{Qui} P_2$ gilt, so auch $P_{31} \sqsubseteq_{Qui} P_{32}$ für jedes komponierbare System P_3 . D.h. es ist zu zeigen, dass aus $P_1 \sqsubseteq_E P_2$ und $QET_1 \subseteq QET_2$ sowohl $P_{31} \sqsubseteq_E P_{32}$ als auch $QET_{31} \subseteq QET_{32}$ folgt. Dies ergibt sich, wie im Beweis zu Korollar 2.10, aus der Monotonie von $\cdot\|\cdot$ auf Sprachen wie folgt:

$$\begin{aligned}
 & \text{Korollar 2.10} \\
 & \text{und} \\
 & P_1 \sqsubseteq_E P_2 \\
 \bullet \quad & P_{31} \sqsubseteq_E P_{32}, \\
 & QET_{31} \stackrel{3.9.2}{=} (QET_3 \|\ QET_1) \cup ET_{31} \\
 & \quad ET_{31} \subseteq ET_{32} \\
 & \quad \text{und} \\
 & \quad QET_1 \subseteq QET_2 \\
 & \quad \subseteq (QET_3 \|\ QET_2) \cup ET_{32} \\
 & \quad \stackrel{3.9.2}{=} QET_{32}. \quad \square
 \end{aligned}$$

Im nächsten Lemma soll eine Verfeinerung bezüglich guter Kommunikation mit Partnern betrachtet werden. Die gute Kommunikation stützt sich dabei auf die Definition von Tests und der daraus resultierenden Verfeinerung in 3.2.

Lemma 3.11 (Testing-Verfeinerung mit Stillstand). *Gegeben sind zwei MEIOs P_1 und P_2 mit der gleichen Signatur. Wenn für alle Tests T , die Partner von P_1 bzw. P_2 sind, $P_2 \text{ sat}_{as}^{Qui} T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{as}^{Qui} T$ gilt, dann folgt daraus die Gültigkeit von $P_1 \sqsubseteq_{Qui} P_2$.*

Beweis. Da P_1 und P_2 die gleiche Signatur haben, wird $I := I_1 = I_2$ und $O := O_1 = O_2$ definiert. Für jeden Test Partner T gilt $I_T = O$ und $O_T = I$.

Um zu zeigen, dass die Relation $P_1 \sqsubseteq_{Qui} P_2$ gilt, müssen die folgenden Punkte nachgewiesen werden:

- $P_1 \sqsubseteq_E P_2$,
- $QET_1 \subseteq QET_2$.

In Lemma 2.15 wurde bereits etwas Ähnliches gezeigt, jedoch wurde dort als Voraussetzung $P_2 \text{ sat}_{as}^E T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{as}^E T$ für alle Test Partner T verwendet und hier dieselbe Aussage mit der Test Erfüllung für Stillstand. Die hier verwendeten Tests sagen nichts darüber aus, welche Art von fehlerhaftem Zustand enthalten ist. Die Aussage des Lemmas 2.15 kann hier also nicht verwendet werden. Aus der lokalen Erreichbarkeit eines Fehler-Zustandes in der Parallelkomposition einer as-Implementierung von P_1 mit T lässt sich nur schließen, dass P_2 den Test T ebenfalls nicht as-erfüllt. Dies kann aber aufgrund einer as-Implementierung von P_2 sein, die in Parallelkomposition mit T einen Fehler- oder stillen Zustand lokal erreicht. Analoges gilt auch für die lokale Erreichbarkeit eines

stillen Zustandes in der Komposition einer as-Implementierung von P_1 mit einem Test T .

Es muss also für den ersten Punkt noch folgendes nachgewiesen werden:

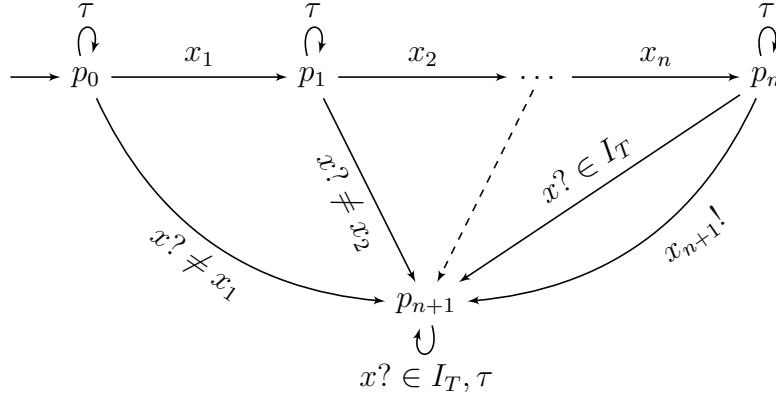
- $ET_1 \subseteq ET_2$,
- $EL_1 \subseteq EL_2$.

Es wird nun damit begonnen, den ersten Unterpunkt des ersten Beweispunktes zu zeigen, d.h. es wird unter der Voraussetzung $P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^{Qui} T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^{Qui} T$ gezeigt, dass $ET_1 \subseteq ET_2$ gilt. Da beide ET -Mengen unter cont abgeschlossen sind, reicht es ein präfix-minimales Element $w \in ET_1$ zu betrachten und zu zeigen, dass dieses w oder eines seiner Präfixe in ET_2 enthalten ist. w muss, wegen Proposition 2.7, in einer as-Implementierung P'_1 von P_1 ebenfalls ein präfix-minimales Element in $ET_{P'_1}$ sein.

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Es handelt sich um einen lokal erreichbaren Fehler-Zustand in P'_1 . Für T wird ein Transitionssystem verwendet, das nur aus dem Startzustand, einer must-Schleife für alle Inputs $x \in I_T$ und einer must-Schlinge für τ besteht. Somit kann P'_1 die im Prinzip gleichen Fehler-Zustände lokal erreichen wie $P'_1 \parallel T$. Es gibt also einen lokal erreichbaren Zustand von $P'_1 \parallel T$, der in $E_{P'_1 \parallel T}$ enthalten ist. Somit erfüllt P_1 nicht alle Tests T und es muss somit auch mindestens eine as-Implementierung P'_2 von P_2 geben, die den Test T ebenfalls nicht erfüllt. Da eine Implementierung den Test T erfüllt, wenn die Parallelkomposition der Implementierung mit dem Test fehler- und stillstand-frei ist, kann die nicht Erfüllung eines Testes sowohl an einem Fehler- wie auch einem stillen Zustand liegen. Bei dem lokal erreichbaren fehlerhaften Zustand kann es sich nur um einen Fehler handeln, da es in der Komposition mit T keine Stille geben kann. Da T keinen Fehler-Zustand und auch keine fehlenden Input-Möglichkeiten enthält, kann der Fehler nur von P'_2 geerbt sein. Somit muss in P'_2 ein Fehler-Zustand lokal erreichbar sein. Es gilt also $\varepsilon \in PrET_{P'_2} \subseteq ET_{P'_2}$ und mit Proposition 2.7 auch $\varepsilon \in ET_2$.
- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n x_{n+1} \in \Sigma^+$ mit $n \geq 0$ und $x_{n+1} \in I$): Es wird der folgende Partner T betrachtet (siehe auch Abbildung 3.1):

- $T = \{p_0, p_1, \dots, p_{n+1}\}$,
- $p_0 T = p_0$,
- $\dashrightarrow_T = \longrightarrow_T = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j \leq n\}$
 $\cup \{(p_j, x, p_{n+1}) \mid x \in I_T \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j \leq n\}$
 $\cup \{(p_{n+1}, x, p_{n+1}) \mid x \in I_T\}$
 $\cup \{(p_j, \tau, p_j) \mid 0 \leq j \leq n+1\}$,
- $E_T = \emptyset$.

Die Menge der stillen Zustände des hier betrachteten T s ist leer. Da im Vergleich zum Transitionssystem in Abbildung 2.1 nur die τ -Schlingen ergänzt wurden und die Umbenennung der Mengen, ändert sich nichts an den Fällen 2a) und 2b) aus


 Abbildung 3.1: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_T \setminus \{x_j\}$

dem Beweis der selben Inklusion von Lemma 2.15. Die Begründungen, wieso in den beiden Fällen $\varepsilon \in PrET(P'_1 \parallel T)$ gilt, bleibt also analog zum Beweis des ersten Punktes des Lemmas aus dem vorangegangenen Kapitel. Durch die must- τ -Schlingen wurde, genau wie im letzten Fall nur erreicht, das in einer Parallelkomposition mit T keine stillen Zustände möglich sind. Es kann also auch hier aus der lokalen Erreichbarkeit eines Fehler in $P'_1 \parallel T$ auf die lokale Erreichbarkeit eines Fehler-Zustandes in $P'_2 \parallel T$ für eine as-Implementierung P'_2 von P_2 geschlossen werden. Die weitere Argumentation verläuft analog zu Fall 2, derselben Inklusion im Beweis von Lemma 2.15. Da τ s nur interne Aktionen einer einzelnen Komponente sind, verändert sich auch nichts an den Traces über die argumentiert wird. Es können zwar möglicherweise τ -Transitionen ausgeführt werden, diese können jedoch weder zu einem Fehler führen noch beeinflussen, dass ein anderer Trace nicht ausgeführt werden kann.

Nun wird mit dem zweiten Unterpunkt des ersten Beweispunktes begonnen. Genau wie im Beweis zu 2.15 ist hier jedoch aufgrund des bereits geführten Beweisteils nur noch $L_1 \setminus ET_1 \subseteq EL_2$ zu zeigen. Es wird also für ein beliebig gewähltes $w \in L_1 \setminus ET_1$ gezeigt, dass dieses auch in EL_2 enthalten ist. Aufgrund der Propositionen 1.8 und 2.7 gibt es auch eine as-Implementierung P'_1 von P_1 für die $w \in L_{P'_1} \setminus ET_{P'_1}$ gilt.

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Ebenso wie in 2.15 gilt auch hier, dass ε immer in EL_2 enthalten ist.
- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n$ mit $n \geq 1$): Die Konstruktion des Partners T weicht wie im letzten Beweisteil nur durch die τ -must-Schleifen an den Zuständen des Transitionssystem vom Beweis des zweiten Punktes aus Lemma 2.15 ab. Somit ist der Partner T dann wie folgt definiert (siehe dazu auch Abbildung 3.2):

- $T = \{p_0, p_1, \dots, p_n, p\},$
- $p_0 T = p_0,$

- $\dashrightarrow_T = \rightarrow_T = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j < n\}$
 $\cup \{(p_j, x, p) \mid x \in I_T \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j < n\}$
 $\cup \{(p_j, \tau, p_j) \mid 0 \leq j \leq n\}$
 $\cup \{(p, \alpha, p) \mid \alpha \in I_T \cup \{\tau\}\},$
- $E_T = \{p_n\}.$

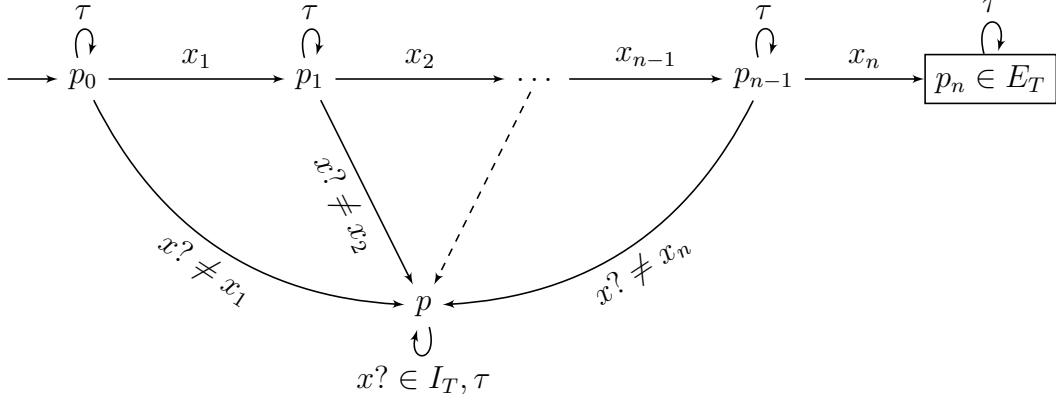


Abbildung 3.2: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_T \setminus \{x_j\}$, p_n ist der einzige Fehler-Zustand

Da durch die τ -must-Schlingen an den Zuständen wie oben vermieden wird, dass es in einer Komposition mit T und auch in T selbst stille Zustände gibt, verläuft der Rest des Beweises dieses Punktes analog zum Beweis der selben Inklusion von Lemma 2.15. Und somit gilt für alle Fälle (2a) bis 2d)), dass w in EL_2 enthalten ist.

So bleibt nur noch der letzte Beweispunkt zu zeigen, d.h. die Inklusion $QET_1 \subseteq QET_2$. Diese kann jedoch, analog zum Beweis der Inklusion der Fehler-gefluteten Sprache, noch weiter eingeschränkt werden. Da bereits bekannt ist, dass $ET_1 \subseteq ET_2$ gilt, muss nur noch $StQT_1 \setminus ET_1 \subseteq QET_2$ gezeigt werden.

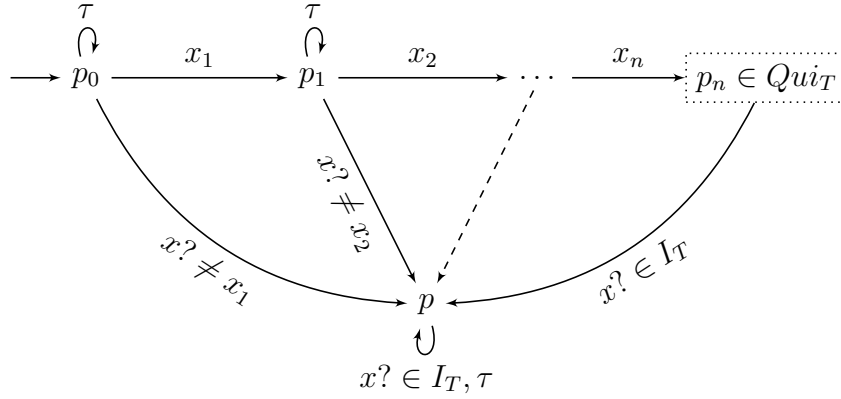
Es wird ein $w \in StQT_1 \setminus ET_1$ gewählt und gezeigt, dass dieses auch in QET_2 enthalten ist. Mit den Propositionen 2.7 und 3.4 kann gefolgert werden, dass es auch eine as-Implementierung P'_1 von P_1 gibt, für die $w \in StQT_{P'_1} \setminus ET_{P'_1}$ gilt.

Durch die Wahl des w s wird vom Startzustand von P'_1 durch das Wort w ein stiller Zustand erreichbar. Dies hat nur Auswirkungen auf die Parallelkomposition $P'_1 \parallel T$, wenn in T ebenfalls ein stiller Zustand durch w erreichbar ist.

Das betrachtete w hat also die Form $w = x_1 \dots x_n \in \Sigma^*$ mit $n \geq 0$. Es wird der folgende Partner T betrachtet (siehe auch Abbildung 3.3):

- $T = \{p_0, p_1, \dots, p_n, p\},$
- $p_0 T = p_0,$

- $\dashrightarrow_T = \rightarrow_T = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j < n\}$
 $\cup \{(p_j, x, p) \mid x \in I_T \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j < n\}$
 $\cup \{(p_j, \tau, p_j) \mid 0 \leq j < n\}$
 $\cup \{(p_n, x, p) \mid x \in I_T\}$
 $\cup \{(p, \alpha, p) \mid \alpha \in I_T \cup \{\tau\}\},$
- $E_T = \emptyset.$


 Abbildung 3.3: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_T \setminus \{x_j\}$, p_n ist der einzige stille Zustand

Falls für das betrachtete $w = \varepsilon$ gilt, reduziert sich der Partner T auf den Zustand $p_n = p_0$ und den Zustand p . Es ist also in diesem Fall der Startzustand gleich dem stillen Zustand.

Allgemein ist der Zustand p_n aus T der einzig stille Zustand in T . Es gilt wegen des ersten Punktes von Lemma 3.8, dass auch in der Parallelkomposition $P'_1 \parallel T$ ein stiller Zustand mit w erreicht wird. Bei allen in w befindlichen Aktionen handelt es sich um synchronisierte Aktionen und es gilt $I_T \cap I = \emptyset$. Daraus folgt $w \in O_{P'_1 \parallel T}$ und $w \in StQT(P'_1 \parallel T)$. Es kann also in der Parallelkomposition durch w ein stiller Zustand lokal erreicht werden. Da $w \notin ET_{P'_1}$ gilt, kann auf dem Weg, der mit w im Transitionssystem P'_1 zurückgelegt wird, kein Fehler lokal erreicht werden. Es kann also weder von P'_1 noch von T ein Fehler auf diesem Weg geerbt werden und durch den Aufbau von T kann auch kein neuer Fehler in der Parallelkomposition der beiden Systeme entstehen. Da ein stiller Zustand in $P'_1 \parallel T$ lokal erreichbar ist, muss auch in $P'_2 \parallel T$ für eine as-Implementierung P'_2 von P_2 ein fehlerhafter Zustand lokal erreichbar sein. Es kann zunächst keine Aussage getroffen werden, ob das w in $P'_2 \parallel T$ ausführbar ist und ob es sich bei dem fehlerhaften Zustand um Stille oder einen Fehler handelt.

- Fall a) ($\varepsilon \in ET(P'_2 \parallel T)$): Es handelt sich bei dem lokal erreichbaren fehlerhaften Zustand um einen Fehler. Es ist somit nicht relevant, ob w ausführbar ist. Der Fehler-Zustand kann sowohl von P'_2 geerbt sein, wie auch durch fehlende Inputmust-Transitionen als neuer Fehler in der Parallelkomposition entstanden sein. Es gilt, dass in P'_2 ein Präfix von w in $ET_{P'_2}$ enthalten ist, wegen des Beweises des

ersten Punktes aus Lemma 2.15 und da T nur neue Fehler auf dem Trace w zulässt. Die Menge ET ist unter cont abgeschlossen, somit gilt $w \in ET_{P'_1} \subseteq QET_{P'_2}$. Mit Proposition 3.6 folgt daraus $w \in QET_2$.

- Fall b) (stiller Zustand lokal erreichbar in $P'_2 \parallel T$ und $\varepsilon \notin ET(P'_2 \parallel T)$): Da in T nur durch w ein stiller Zustand erreicht werden kann, muss es sich bei dem lokal erreichbaren stillen Zustand in $P'_2 \parallel T$ um einen handeln, der mit w erreicht werden kann. Mit Lemma 3.8 kann somit gefolgert werden, dass auch in P'_2 ein stiller Zustand mit w erreichbar sein muss. Es gilt $w \in StQT_{P'_2} \subseteq QET_{P'_2} \subseteq QET_2$, wegen Proposition 3.6.

□

Satz 3.12. *Falls $P_1 \sqsubseteq_{Qui} P_2$ gilt folgt draus auch, dass P_1 P_2 Stille-verfeinert.*

Beweis. Nach Definition gilt $w \in QET(P)$ mit $w \in O(P)^*$ genau dann, wenn in P ein stiller Zustand oder ein Fehler-Zustand lokal erreichbar ist. $P_1 \sqsubseteq_{Qui} P_2$ impliziert, dass $w \in QET_2$ gilt, wenn $w \in QET_1$ gilt. Somit ist ein stiller- oder Fehler-Zustand nur dann in P_1 lokal erreichbar, wenn auch ein stiller- oder Fehler-Zustand in P_2 lokal erreichbar ist. Daraus folgt, dass es as-Implementierungen P'_1 und P'_2 von P_1 bzw. P_2 gibt, die analoge fehlerhafte Zustände lokal erreichen wegen 3.7. Es gilt dann auch, dass $P'_j \parallel T$ einen lokal erreichbaren Fehler oder lokal erreichbare Stille hat, wenn P'_j dies hat, für $j \in \{1, 2\}$ und einen Test T . Falls P_1 einen fehlerhaften Zustand lokal erreicht, dann zeigt sich auch in einer as-Implementierung von P_1 dieser durch einen Fehler-Zustand oder einen stillen Zustand. In der Parallelkomposition der as-Implementierung mit einem Test T tritt der fehlerhafte Zustand auf. Falls es sich um einen Fehler handelt, dann tritt mit allen Tests T ein Fehler in der Parallelkomposition auf. Bei Stille hingegen zeigt sich das Fehlverhalten nur, mit Tests T , die einen analogen stillen Zustand enthalten. Mit der Relation \sqsubseteq_{Qui} gibt es auch in P_2 einen lokal erreichbaren fehlerhaften Zustand, wenn es in P_1 einen solchen gibt. Es tritt dann auch in einer as-Implementierung Stille oder ein Fehler auf, dies zeigt sich dann auch in der Parallelkomposition mit Tests T . Im Fall von Fehlern, zeigt sich sowohl in der Parallelkomposition einer as-Implementierung von P_1 wie auch einer as-Implementierung von P_2 mit beliebigen Tests T , der Fehler, da \sqsubseteq_E gilt und somit die Argumentationen aus Satz 2.16 anwendbar sind. Stille tritt in P_2 nur ohne einen Fehler auf, wenn in P_1 auch nur Stille und kein Fehler auf dem Trace vorhanden war. Ansonsten hätte \sqsubseteq_E auch einen Fehler in P_2 gefordert. In der Parallelkomposition einer as-Implementierung von P_1 mit T hat sich die Stille bereits gezeigt, also tut sie dies auch in der Parallelkomposition einer as-Implementierung von P_2 mit T . Es gilt also $\neg P_1 \text{ sat}_{as}^{Qui} T \Rightarrow \neg P_2 \text{ sat}_{as}^{Qui} T$ für alle Tests T . Daraus ergibt sich für alle Tests T die Implikation $P_2 \text{ sat}_{as}^{Qui} T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{as}^{Qui} T$ und somit Stille-verfeinert P_1 P_2 . □

Es wurde, wie im letzten Kapitel, eine Kette an Folgerungen gezeigt, die sich zu einem Ring schließen. Dies ist in Abbildung 3.4 dargestellt.

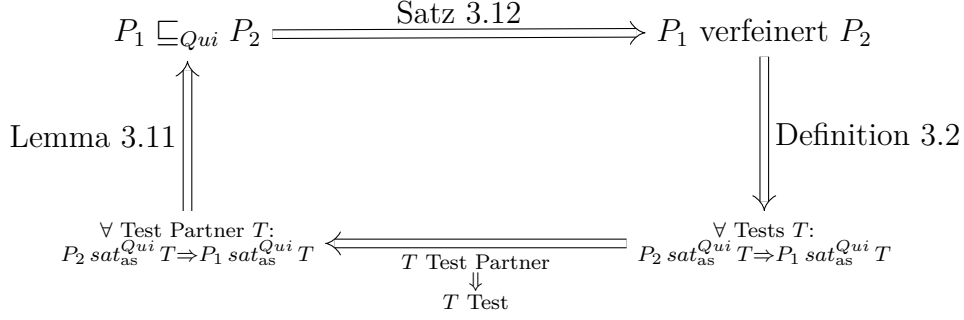


Abbildung 3.4: Folgerungskette der Testing-Verfeinerung und Stillstands-Relation

3.2 Zusammenhänge

Satz 3.13 (Zusammenhang der Verfeinerungs-Relationen mit der Stillstands-Relation). Für MEIOs P und Q gilt $P \sqsubseteq_{w-as} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_{Qui} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_E Q$. Die Implikationen in die andere Richtung gelten jedoch nicht.

Beweis.

$P \sqsubseteq_{w-as} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_{Qui} Q$:

Im Beweis des Satzes 2.18 wurde bereits bewiesen, dass eine schwache as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} zwischen P und Q die Eigenschaften der Fehler-Relation \sqsubseteq_E erfüllt. Es fehlt für diese Implikation also nur noch der Beweis der Inklusion $QET_P \subseteq QET_Q$. Da bereits $ET_P \subseteq ET_Q$ bewiesen wurde, reicht es aus zu beweisen, dass $StQT_P \setminus ET_P \subseteq QET_Q$ gilt. Für ein Wort w aus $StQT_P \setminus ET_P$ gilt: $\exists w' \in \Sigma_\tau^*, \exists p_1, p_2, \dots, p_n, \exists \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n : \hat{w}' = w \wedge w' = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n \wedge p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n \in Qui_P$. Aufgrund von 1.4.4 bzw. 1.4.5 gibt es einen analogen Trace in Q , falls kein q_j für $0 \leq j \leq n$ in E_Q angetroffen wird. Es gilt $w \in StET_Q \subseteq ET_Q \subseteq QET_Q$, falls ein Fehler-Zustand in Q auf einem Präfix-Trace von w auftritt. Im folgenden wird davon ausgegangen, dass w in Q ohne das Erreichen eines Fehler-Zustandes ausführbar ist. Es gibt also einen Trace der Form $q_0 \xRightarrow{\hat{\alpha}_1}_Q q_1 \xRightarrow{\hat{\alpha}_2}_Q \dots q_{n-1} \xRightarrow{\hat{\alpha}_n}_Q q_n$ in Q mit $p_j \mathcal{R} q_j$ für alle j aus $\{0, 1, \dots, n\}$. p_n ist für P ein stiller Zustand, es gilt also für alle $\omega \in (O \cup \{\tau\})$ $p_n \xrightarrow{\omega}_P$. Da \mathcal{R} eine schwache as-Verfeinerungs-Relation ist, muss wegen 1.4.3 auch $q_n \xrightarrow{\omega}_Q$ gelten für alle $\omega \in (O \cup \{\tau\})$. q_n ist also auch ein stiller Zustand. Somit ist w in $StQT_Q \subseteq QET_Q$ enthalten.

$P \sqsubseteq_{Qui} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_E Q$:

Diese Implikation folgt direkt aus der Definition von \sqsubseteq_{Qui} in 3.5. Da $P \sqsubseteq_{Qui} Q$ dort definiert wurde als Relation, die $P \sqsubseteq_E Q$ und $QET_P \subseteq QET_Q$ erfüllt. Es gilt also $P \sqsubseteq_E Q$.

$P \sqsubseteq_{w-as} Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_{Qui} Q$:

Wie im Gegenbeispiel für die analoge Implikation aus der Relation \sqsubseteq_E beruht der Grund

für die nicht Gültigkeit hier auch darauf, dass Simulationen strenger sind als Sprach Inklusionen. Jedoch funktioniert hier nicht das gleiche Gegenbeispiel wie im letzten Kapitel, da es zu Problemen mit den Stille-Traces führen würde. Um diese zu vermeiden, wird wieder die Technik angewendet an alle Zustände eine τ -Schleife anzufügen. Das daraus entstehende Gegenbeispiel ist in Abbildung 3.5 dargestellt. Die Menge der Inputs I der beiden MEIOs ist leer. Es gilt also $ET_P = ET_Q = QET_P = QET_Q = \emptyset$ und $\{\varepsilon\} = L(P) \subset L(Q) = \{\varepsilon, o\}$.

Angenommen es gib eine schwache as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} zwischen P und Q . Dann stehen die Startzustände in dieser Relation, es gilt also $p_0 \mathcal{R} q_0$. Da es keine Fehler-Zustände in P gibt, ist 1.4.1 erfüllt. Die Transition $q_0 \xrightarrow{o} q_1$ fordert durch 1.4.3 ihre Verfeinerung in P . Da es jedoch keine mit o beschriftete Transition in P gibt, kann \mathcal{R} keine as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q sein.

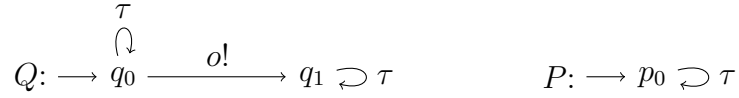


Abbildung 3.5: Gegenbeispiel zu $\sqsubseteq_{w-as} \Leftarrow \sqsubseteq_{Qui}$

$P \sqsubseteq_{Qui} Q \not\Leftarrow P \sqsubseteq_E Q$:

Die Relation \sqsubseteq_{Qui} stützt sich auf die Definition der Relation \sqsubseteq_E . Jedoch erweitert sich die Definition noch um eine weitere Voraussetzung. Es muss also in einem entsprechenden Gegenbeispiel die Inklusion $QET_P \subseteq QET_Q$ verletzt sein. Das Gegenbeispiel ist in Abbildung 3.6 dargestellt. Es wird $I = \emptyset$ vorausgesetzt, damit keine Input-kritischen Traces auftreten. Es gilt also $ET_P = ET_Q = \emptyset$ und $L(P) = L(Q) = \{\varepsilon\}$. Es gilt also $P \sqsubseteq_E Q$.

Jedoch gilt für die strickten Stille-Traces $StQT_P = \{\varepsilon\}$ und $StQT_Q = \emptyset$. Es folgt also $QET_P \not\subseteq QET_Q$ und somit ist die Relation \sqsubseteq_{Qui} zwischen P und Q auch nicht erfüllt.



Abbildung 3.6: Gegenbeispiel zu $\sqsubseteq_{Qui} \Leftarrow \sqsubseteq_E$ mit $I_P = I_Q = \emptyset$

□

4 Verfeinerungen für Kommunikationsfehler-, Stillstand- und Divergenz-Freiheit

In diesem Kapitel soll die Menge der betrachteten Zustände noch einmal erweitert werden. Somit werden dann Fehler-, stille und Divergenz-Zustände betrachtet. Wie im letzten Kapitel wird auch hier nur der Testing-Ansatz betrachtet.

4.1 Testing-Ansatz

Definition 4.1 (*Divergenz*). Ein Divergenz-Zustand ist ein Zustand in einem MEIO P , der via may-Transitionen eine unendliche Folge an τ s ausführen kann.

Die Menge $Div(P)$ besteht aus all diesen divergenten Zuständen des MEIOs P .

Die unendliche Folge an τ s kann durch eine Schleife an einem durch interne Aktionen erreichbaren Zustand ausführbar sein oder durch einen Weg, der mit τ s ausführbar ist, der unendlich viele Zustände durchläuft. Es ist jedoch zu beachten, dass ein Zustand, von dem aus unendlich viele Zustände durch τ s erreichbar sind, nicht divergent sein muss. Es ist auch möglich, dass dieser Zustand eine unendliche Verzweigung hat und somit keine unendlichen Folgen an τ s ausführen kann.

Als Erreichbarkeitsbegriff wird wieder die lokale Erreichbarkeit verwendet und somit eine optimistische Betrachtungsweise. Da das Divergieren eines Systems nicht mehr verhindert werden kann, sobald ein divergenter Zustand lokal erreicht werden kann, ist Divergenz als ähnlich „schlimm“ zu bewerten wie ein Fehler-Zustand.

Definition 4.2 (*Test und Verfeinerung für Divergenz*). Ein Test T ist eine Implementierung. Ein MEIO P as-erfüllt einen Divergenz-Test T , falls $S||T$ fehler-, stillstand- und divergenz-frei ist für alle $S \in \text{as-impl}(P)$. Es wird dann $P \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Div}} T$ geschrieben. Die Parallelkomposition $S||T$ ist fehler-, stillstand- und divergenz-frei, wenn kein Fehler-, stiller- oder Divergenz-Zustand lokal erreichbar ist.

Ein MEIO P Divergenz-verfeinert P' , falls für alle Tests T : $P' \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Div}} T \Rightarrow P \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Div}} T$.

Da nun die grundlegenden Definitionen für Divergenz festgehalten sind, kann man sich einen Begriff für die Traces zu divergenten Zuständen bilden. Im letzten Absatz wurde bereits festgestellt, dass Divergenz als ähnlich „schlimmes“ Fehlverhalten anzusehen ist

wie Fehler und dass das Divergieren eines Systems nicht mehr verhinderbar ist, sobald ein divergenter Zustand lokal erreichbar ist, kommt für die Divergenz-Traces wieder die prune-Funktion zum Einsatz. Ein System, das unendliche viele τ s ausführen kann, ist von außen nicht von so einem System zu unterscheiden, das einen Fehler-Zustand erreicht. Somit wird in den Trace-Mengen auch nicht zwischen Fehler-Traces und Divergenz-Traces explizit unterschieden. Dadurch genügt es nicht mehr nur mit den Fehler-Traces die Sprache zu fluten, sondern es muss sowohl mit den Fehler-Traces wie auch den Divergenz-Traces geflutet werden. Ebenso werden die strikten Stille-Traces mit diesen beiden Trace-Mengen geflutet.

Definition 4.3 (*Divergenz-Traces*). Sei P ein MEIO und definiere:

- strikte Divergenz-Traces: $StDT(P) := \{w \in \Sigma^* \mid p_0 \xRightarrow{w}_P p \in Div(P)\},$
- gekürzte Divergenz-Traces: $PrDT(P) := \{\text{prune}(w) \mid w \in StDT(P)\}.$

Analog zu den Propositionen 2.4 und 3.4 gibt es hier auch eine Proposition, die die Divergenz-Traces eines MEIOs mit den Divergenz-Traces seiner as-Implementierungen verbindet. Die Begründung verläuft analog zu den Propositionen der vorangegangenen Kapitel.

Proposition 4.4 (*Divergenz-Traces und Implementierungen*). Sei P ein MEIO.

1. Für die strikten Divergenz-Traces gilt: $StDT(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StDT(P').$
2. Für die gekürzten Divergenz-Traces von P gilt: $PrDT(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} PrDT(P').$

Beweis.

1. Um diese Inklusion beweisen zu können wird wieder eine as-Implementierung P' von P und eine passende as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} angegeben, so dass alle strikten Divergenz-Traces von P auch in P' enthalten sind. In diesem Fall funktioniert der Ansatz alle Traces aus P in P' zu implementieren und keine Fehler-Zustände zu übernehmen. Die Definition von P' lautet also:

- $P' = P,$
- $p'_0 = p_0,$
- $I_{P'} = I_P$ und $O_{P'} = O_P,$
- $\longrightarrow_{P'} = \dashrightarrow_{P'} = \dashrightarrow_P,$
- $E_{P'} = \emptyset.$

Die passende as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} ist die Identitäts-Relation. Wie bereits im Beweis zu Proposition 1.8 begründet erfüllt \mathcal{R} alle Punkte der Definition 1.3 um eine as-Verfeinerungs-Relation zu sein. Es wird ein w aus $StDT(P)$ betrachtet. Es gibt also einen Trace in P auf dem das Wort w ausgeführt wird und der einen divergenten Zustand erreicht. Es gilt also $\exists w' \in \Sigma_\tau^*, \exists \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n, \exists p_1, p_2, \dots, p_n : \hat{w}' = w \wedge w' = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n \wedge p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n \in Div_P$. Die Identitäts-Relation \mathcal{R} setzt die Zustände des Traces mit den analogen Zuständen aus P' in Relation. Zusätzlich mit der Implementierung aller Transitionen aus P in P' ergibt sich der selbe Trace in P' . Es gilt also $p'_0 \xrightarrow{\alpha_1}_{P'} p'_1 \xrightarrow{\alpha_2}_{P'} \dots p'_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_{P'} p'_n$ mit $(p'_j, p_j) \in \mathcal{R}$ für $0 \leq j \leq n$. Da p_n in Div_P enthalten ist, gibt es von diesem Zustand in P aus die Möglichkeit eine unendliche Folge an τ s auszuführen. Die Ausführbarkeit muss sich dabei auf mit τ beschriftete may-Transitionen in P stützen. Da diese Transitionen in P' alle übernommen wurden, ist auch für p'_n eine unendliche Folge an τ s ausführbar. Es gilt also $p'_n \in Div_{P'}$ und somit $w \in StDT(P')$. Insgesamt folgt also für diese P' $StDT(P) = StDT(P')$.

2. Dieser Punkt entspricht 1. bis auf die Anwendung der prune-Funktion auf beiden Seiten des Inklusions-Symbols. Da prune monoton ist, folgt dieser Punkt direkt auf dem letzten.

□

Da die Stille-Traces mit den Fehler- und Divergenz-Traces geflutet werden sollen, kann die Stillstands-Semantik nicht aus dem letzten Kapitel übernommen werden. Auch die geflutete Sprache aus dem Fehler-Kapitel kann nicht beibehalten werden. Nur die Fehler-Traces ET können ohne Veränderung auch in diesem Kapitel verwendet werden. Jedoch werden diese Traces im weiteren Verlauf nur innerhalb der größeren Trace-Menge EDT relevant sein.

Definition 4.5 (Kommunikationsfehler-, Stillstands- und Divergenz-Semantik). Sei P ein MEIO.

- Die Menge der Divergenz-Traces von P ist $DT(P) := \text{cont}(PrDT(P))$.
- Die Menge der Fehler-Divergenz-Traces von P ist $EDT(P) := ET(P) \cup DT(P)$.
- Die Menge der Fehler-Divergenz-gefluteten Stille-Traces von P ist $QDT(P) := StQT(P) \cup EDT(P)$.
- Die Menge der Fehler-Divergenz-gefluteten Sprache von P ist $EDL(P) := L(P) \cup EDT(P)$.

Für zwei MEIOs P_1, P_2 mit der gleichen Signatur schreibt man $P_1 \sqsubseteq_{Div} P_2$, wenn $EDT_1 \subseteq EDT_2, QDT_1 \subseteq QDT_2$ und $EDL_1 \subseteq EDL_2$ gilt.

Proposition 4.6 (Kommunikationsfehler-, Stillstands-, Divergenz-Semantik und Implementierungen). Sie P ein MEIO.

1. Für die Menge der Divergenz-Traces von P gilt $DT(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} DT(P')$.
2. Für die Menge der Fehler-Divergenz-Traces von P gilt die folgende Gleichheit $EDT(P) = \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EDT(P')$.
3. Für die Menge der Fehler-Divergenz-gefluteten Stille-Traces von P gilt $QDT(P) = \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} QDT(P')$.
4. Für die Menge der Fehler-Divergenz-gefluteten Sprache von P gilt $EDL(P) = \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EDL(P')$.

Beweis.

1.:

Es gilt bereits $PrDT(P) \subseteq \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} PrDT(P')$, wegen 2. der Proposition 4.4. Aus der Monotonie von cont folgt also auch die hier geforderte Inklusion.

2. „ \subseteq “:

$$\begin{aligned}
 EDT(P) &\stackrel{4.5}{=} ET(P) \cup DT(P) \\
 &\stackrel{2.7.1}{=} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} ET(P') \right) \cup DT(P) \\
 &\stackrel{1.}{\subseteq} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} ET(P') \right) \cup \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} DT(P') \right) \\
 &= \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} ET(P') \cup DT(P') \\
 &\stackrel{4.5}{=} \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EDT(P').
 \end{aligned}$$

2. „ \supseteq “:

Für ein präfix-minimales w aus der Menge $EDT(P')$ einer as-Implementierung P' von P wird für diese Inklusion gezeigt, dass auch $w \in EDT(P)$ gilt. Es genügt ein präfix-minimales Element, da die EDT -Mengen unter cont abgeschlossen sind. Falls das w in $ET(P')$ enthalten ist, folgt $w \in ET(P) \subseteq EDT(P)$ aufgrund des ersten Punktes der Proposition 2.7. Es ist also nur noch der Fall zu betrachten, in dem $w \in DT(P') \setminus ET(P')$ gilt. Es gibt also einen Trace der Form $p'_0 \xrightarrow{\alpha_1}_{P'} p'_1 \xrightarrow{\alpha_2}_{P'} \dots p'_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_{P'} p'_n \in \text{Div}_{P'}$ in P' , wobei $\alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n$ dem Wort wv bis auf interne Aktionen entspricht mit $v \in O^*$. Keiner der Zustände p'_j mit $0 \leq j \leq n$ ist in $E_{P'}$ enthalten. Da P' eine as-Implementierung von P ist, muss es eine as-Verfeinerungs-Relationen \mathcal{R} zwischen P' und P geben mit $(p'_0, p_0) \in \mathcal{R}$. Solange in P kein Fehler-Zustand erreicht wird, fordert 1.3.3, dass der Trace

aus P' in P ebenfalls möglich ist. Falls ein Fehler-Zustand in P erreicht wird, ist ein Präfix von wv in $StET(P)$ enthalten und mit $w = \text{prune}(wv)$ gilt somit $w \in ET(P) \subseteq EDT(P)$. Es gibt den Trace $p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n$ mit $p'_j \mathcal{R} p_j$, falls keiner der Zustände p_j in E_P enthalten ist für $j \in \{0, 1, \dots, n\}$. Für p'_n in ein Transitionsfolge aus unendlichen vielen τ s ausführbar. Es gibt also entweder eine Schleife, die via τ s immer wieder durchlaufen werden kann, oder einen Weg mit unendlichen vielen Zuständen, die durch τ -Transitionen verbunden sind. Falls innerhalb der Schleife oder auf dem Weg ein Zustand in $E_{P'}$ enthalten ist, fordert \mathcal{R} mit 1.3.1, dass der erste solche Zustand in Relation mit einem Zustand aus E_P steht und somit $w \in ET_P \subseteq EDT_P$ gilt. Falls alle Zustände, die auf dem der unendlichen τ -Folge von p'_n in P' aus liegen nicht in $E_{P'}$ enthalten sind, fordert 1.3.3 auch deren Ausführbarkeit von p_n aus in P , bis entweder ein Zustand in E_P erreicht wird, oder ebenfalls eine unendliche τ -Folge in P von p_n aus ausführbar ist. Im ersten Fall gilt wieder $w \in ET_P \subseteq EDT_P$. Ansonsten gilt $p_n \in Div_P$ und somit $wv \in StDT(P)$. Mit $w = \text{prune}(wv)$ folgt $w \in PrDT(P) \subseteq EDT(P)$.

3. „ \subseteq “:

$$\begin{aligned}
 QDT(P) &\stackrel{4.5}{=} StQT(P) \cup EDT(P) \\
 &\stackrel{3.4}{\subseteq} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StQT(P') \right) \cup EDT(P) \\
 &\stackrel{2.}{=} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StQT(P') \right) \cup \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EDT(P') \right) \\
 &= \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} StQT(P') \cup EDT(P') \\
 &\stackrel{4.5}{=} \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} QDT(P').
 \end{aligned}$$

3. „ \supseteq “:

Dieser Beweis verläuft analog zu dem Beweis von „ \supseteq “ der Proposition 3.6, man muss nur die ET -Mengen durch EDT -Mengen ersetzen und für den Fall $w \in EDT(P')$ folgt $w \in EDT(P)$ wegen des zweiten Punktes dieser Proposition und nicht wegen Proposition 2.7.

4. „ \subseteq “:

$$\begin{aligned}
 EDL(P) &\stackrel{4.5}{=} L(P) \cup EDT(P) \\
 &\stackrel{1.8}{\subseteq} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} L(P') \right) \cup EDT(P) \\
 &\stackrel{2.}{=} \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} L(P') \right) \cup \left(\bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EDT(P') \right) \\
 &= \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} L(P') \cup EDT(P') \\
 &\stackrel{4.5}{=} \bigcup_{P' \in \text{as-impl}(P)} EDL(P').
 \end{aligned}$$

4. „ \supseteq “:

Für den Beweis dieser Inklusion kann man auf den Beweis von 2.7.2 „ \supseteq “ zurück greifen. Es müssen wie bei 3. nur die *ET*-Mengen durch *EDT*-Mengen ersetzt werden und die Einschränkung auf die geflutete Sprache ohne die Menge *EDT* ist möglich wegen des zweiten Punktes der aktuellen Proposition. \square

Aus der so eben bewiesenen Proposition über die Gleichheit der betrachteten Traces, lässt sich wie in den letzten beiden Kapiteln eine Aussage über die lokale Erreichbarkeit der fehlerhaften Zustände in einer Spezifikation und den zugehörigen as-Implementierungen treffen.

Korollar 4.7 (lokale Divergenz Erreichbarkeit).

- (i) Falls in einem MEIO P ein Fehler lokal erreichbar ist, dann existiert auch eine as-Implementierung, in der ein Fehler lokal erreichbar ist.
- (ii) Falls in einem MEIO P Divergenz lokal erreichbar ist, dann existiert auch eine as-Implementierung, in der Divergenz lokal erreichbar ist.
- (iii) Falls ein MEIO P einen lokal erreichbaren stillen Zustand besitzt, dann existiert auch eine as-Implementierung, in der ein stiller Zustand lokal erreichbar ist.
- (iv) Falls es eine as-Implementierung von P gibt, die Fehler, Stille oder Divergenz lokal erreicht, dann ist auch Fehler, Stille oder Divergenz in P lokal erreichbar.

Beweis.

- (i) Dieser Punkt folgt wie in 3.7 direkt aus Korollar 2.8 (i).

- (ii) Ein divergenter Zustand ist in P lokal erreichbar, wenn $\varepsilon \in DT_P$ gilt. Mit 4.6.1 folgt daraus, dass es auch mindestens eine as-Implementierung P' aus $\text{as-impl}(P)$ geben muss, für die ε in $DT(P')$ enthalten ist. Da DT die Menge der fortgesetzten um lokale Aktionen gekürzten strikten Divergenz-Traces ist, muss es lokale Aktionen in P' geben, die zu einem divergenten Zustand führen. Es ist also auch in P' Divergenz lokal erreichbar.
- (iii) Dieser Punkt folgt direkt aus Korollar 3.7 (ii).
- (iv) In $P' \in \text{as-impl}(P)$ sei ein Fehler-, stillen oder Divergenz-Zustand lokal erreichbar. Es gilt dann $w \in QDT_{P'}$ für $w \in O^*$. Mit Proposition 4.6.3 gilt auch $w \in QDT_P$. Die Menge QDT setzt sich aus den Mengen ET , $StQT$ und DT zusammen. Es muss also in P ein Fehler-, stiller oder Divergenz-Zustand lokal erreichbar sein, da ein w , bestehend nur aus lokalen Aktionen, in QDT_P enthalten ist.

□

Die Relation \sqsubseteq_{Div} ist somit keine Einschränkung von \sqsubseteq_E so wie \sqsubseteq_{Qui} . Es können Systeme mit einem Fehler nicht von Systemen mit Divergenz unterschieden werden. Da die Divergenz-Test zwischen diesen Fehler-Arten auch keine Unterscheidung machen, muss eine sinnvolle Relation diese Eigenschaft auch übernehmen, so wie \sqsubseteq_{Div} dies tut.

Satz 4.8 (Kommunikationsfehler-, Stillstands- und Divergenz-Semantik für Parallelkompositionen). Für zwei komponierbare MEIOs P_1, P_2 und ihre Komposition P_{12} gilt:

1. $EDT_{12} = \text{cont}(\text{prune}((EDT_1 \parallel EDL_2) \cup (EDL_1 \parallel EDT_2)))$,
2. $QDT_{12} = (QDT_1 \parallel QDT_2) \cup EDT_{12}$,
3. $EDL_{12} = (EDL_1 \parallel EDL_2) \cup EDT_{12}$.

Beweis.

1. „ \subseteq “:

Da beide Seiten der Gleichung unter cont abgeschlossen sind, genügt es ein präfix-minimales Element w zu betrachten. Es muss hier unterschieden werden, ob $w \in ET_{12}$ oder $w \in DT_{12} \setminus ET_{12}$ betrachtet wird. Im ersten Fall ist das w in der rechten Seite der Gleichung enthalten wegen des Beweises des ersten Punktes von Satz 2.9 und da $ET(P) \subseteq EDT(P)$ und $EL(P) \subseteq EDL(P)$ gilt. Deshalb wird im weiteren Verlauf dieses Beweises davon ausgegangen, dass $w \in DT_{12} \setminus ET_{12}$ gilt und es wird versucht zu zeigen, dass dieses w ebenfalls in der rechten Seite enthalten ist. Da das betrachtete w präfix-minimal ist, gilt $w \in PrDT_{12} \setminus ET_{12}$. Aus der Definition 4.5 weiß man, dass ein $v \in O_{12}^*$ existiert, sodass $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{w}_{12} (p_1, p_2) \xRightarrow{v}_{12} (p'_1, p'_2)$ gilt mit $(p'_1, p'_2) \in Div_{12}$. Durch die Projektion auf die Transitionssysteme P_1 und P_2 erhält man $p_{01} \xRightarrow{w_1}_1 p_1 \xRightarrow{v_1}_1 p'_1$ und $p_{02} \xRightarrow{w_2}_2 p_2 \xRightarrow{v_2}_2 p'_2$ mit $w \in w_1 \parallel w_2$ und $v \in v_1 \parallel v_2$. Aus $(p'_1, p'_2) \in Div_{12}$ folgt, dass oBdA $p'_1 \in Div_1$ gilt, d.h. $w_1 v_1 \in StDT_1 \subseteq EDT_1$. Da $p_{02} \xRightarrow{w_2 v_2}_2$ gilt, erhält man $w_2 v_2 \in EDL_2$.

Somit gilt insgesamt $wv \in EDT_1 \parallel EDL_2$ und da $v \in O_{12}^*$, gilt $\text{prune}(wv) = w$ und w ist in der rechten Seite der Gleichung enthalten.

1. „ \supseteq “:

Es wird ebenso wie oben nur ein präfix-minimales x betrachtet wegen des Abschlusses beider Seiten der Gleichung unter cont . Es wird also für ein beliebiges $x \in \text{prune}((EDT_1 \parallel EDL_2) \cup (EDL_1 \parallel EDT_2))$ gezeigt, dass dieses oder eines seiner Präfixe auch in EDT_{12} enthalten ist. Da das x aus der prune -Funktion entstanden ist, lässt sich ein y aus O_{12}^* finden, sodass $xy \in (EDT_1 \parallel EDL_2) \cup (EDL_1 \parallel EDT_2)$. Es wird nun noch vorausgesetzt, dass oBdA $xy \in EDT_1 \parallel EDL_2$ gilt, d.h. es existiert $w_1 \in EDT_1$ und $w_2 \in EDL_2$ mit $xy \in w_1 \parallel w_2$. TODO: erzwungenen Zeilenumbruch kontrollieren

Die folgende Argumentation läuft analog zu der im Beweis der Inklusion $ET_{12} \supseteq \text{cont}(\text{prune}((ET_1 \parallel EL_2) \cup (EL_1 \parallel ET_2)))$ aus Satz 2.9. Es muss dazu nur jeweils an den Stellen, an denen $\text{PrET}(P) \cup \text{MIT}(P)$ steht auch noch eine Vereinigung mit $\text{PrDT}(P)$ vorgenommen werden. Für Fall I und II aus dem Beweis der oben genannten Inklusion von Satz 2.9 ist jeweils kein weiterer Unterfall für v'_2 notwendig da, wenn v'_2 nicht ausführbar ist, bereits ein Fehler-Zustand in der Parallelkomposition entsteht. Somit ist egal, ob auch noch Divergenz vorlag. Falls v'_2 ausführbar, ist nicht relevant, ob eine Divergenz-Möglichkeit bestanden hat, da diese nicht an der Ausführbarkeit ändert. Am Ende ist ein zusätzlicher Fall für $v_1 \in \text{PrDT}_1$ zu ergänzen: TODO: erzwungenen Zeilenumbruch kontrollieren

- Fall III ($v_1 \in \text{PrDT}_1$): Es existiert ein u_1 aus O_1^* , sodass $p_{01} \xRightarrow{v_1}_1 p_1 \xRightarrow{u_1}_1 p'_1$ mit $p'_1 \in \text{Div}_1$ gilt. Da es hier keine disjunkten Inputmengen gibt kann das a , auf das v_1 im Fall $v_1 \neq \varepsilon$ endet, ebenfalls der letzte Buchstabe von v_2 sein. Im Fall von $v_2 \in \text{MIT}_2$ kann somit $a = b$ gelten und damit wäre $v_2 = v'_2$. Dieser Fall verläuft jedoch analog zu Fall Ic) aus dem Beweis der oben genannten Inklusion von Satz 2.9 und wird somit hier nicht weiter betrachtet. Deshalb gilt für alle im folgenden betrachteten Fälle $p_{02} \xRightarrow{v'_2}_2 p_2$ mit $(p_{01}, p_{02}) \xRightarrow{v'}_{12}$.

- Fall IIIa) ($u_2 \in (O_1 \cap I_2)^*, c \in (O_1 \cap I_2)$, sodass u_2c ein Präfix von $u_1|_{I_2}$ mit $p_2 \xRightarrow{u_2}_2 p'_2 \not\xrightarrow{c}_2$): Für ein Präfix von u'_1c von u_1 mit $(u'_1c)|_{I_2} = u_2c$ weiß man, dass $p_1 \xRightarrow{u'_1}_1 p''_1 \xrightarrow{c}_1$. Somit gilt $u'_1 \in u_1 \parallel u_2$ und $(p_1, p_2) \xRightarrow{u'_1}_{12} (p'_1, p'_2) \in E_{12}$, da für P_2 der entsprechende Input fehlt, der mit dem Output von c von P_1 zu koppeln wäre. Es handelt sich also um einen neuen Fehler. Es wird $v := \text{prune}(v'u'_1) \in \text{PrET}_{12}$ gewählt, dies ist ein Präfix von v' , da $u_1 \in O_1^*$.
- Fall IIIb) ($p_2 \xRightarrow{u_2}_2 p'_2$ mit $u_2 = u_1|_{I_2}$): Somit ist $u_1 \in u_1 \parallel u_2$ und $(p_1, p_2) \xRightarrow{u_1}_{12} (p'_1, p'_2) \in \text{Div}_{12}$, da $p_1 \in \text{Div}_1$. P_{12} hat also die Divergenz von P_1 geerbt. Es wird nun $v := \text{prune}(v'u_1) \in \text{PrDT}_{12}$ gewählt, das wiederum ein Präfix von v' ist.

2. „ \subseteq “:

Diese Inklusionsrichtung kann analog zum Beweis derselben Inklusionsrichtung des zweiten Punktes von Satz 3.9 gezeigt werden. Es muss dabei nur in der Argumentation

die Menge ET_{12} durch die Menge EDT_{12} und die Mengen $QET(P)$ durch die Mengen $QDT(P)$ für die entsprechenden Transitionssysteme P ersetzt werden. Dadurch kann ebenso gefolgert werden, dass im Fall $w \in StQT_{12} \setminus EDT_{12}$ der erreichte Zustand (p_1, p_2) kein Fehler sein kann, da $ET_{12} \subseteq EDT_{12}$ gilt und somit lässt sich auch hier der zweite Punkt von Lemma 3.8 anwenden.

2. „ \supseteq “:

Es muss wieder danach unterschieden werden, aus welcher Menge das betrachtete Element stammt. Falls w ein Element von EDT_{12} ist, folgt die Zugehörigkeit zur linken Seite der Gleichung direkt. Somit wird für den weiteren Verlauf dieses Beweises davon ausgegangen, dass $w \in QDT_1 \parallel QDT_2$ gilt. Für dieses w soll dann gezeigt werden, dass es auch in QDT_{12} enthalten ist. Da $QDT_i = StQT_i \cup EDT_i$ gilt, existierten für w_1 und w_2 mit $w \in w_1 \parallel w_2$ unterschiedliche Möglichkeiten:

- Fall 1 ($w_1 \in EDT_1 \vee w_2 \in EDT_2$): OBdA gilt $w_1 \in EDT_1$. Es kann nun $w_2 \in StQT_2 \subseteq L_2$ gelten oder $w_2 \in EDT_2 \subseteq EDL_2$ und somit gilt auf jeden Fall $w_2 \in EDL_2$. Daraus kann mit dem ersten Punkt dieses Satzes gefolgert werden, dass $w \in EDT_{12}$ gilt und somit w in der linken Seite der Gleichung enthalten ist.
- Fall 2 ($w_1 \in StQT_1 \setminus EDT_1 \wedge w_2 \in StQT_2 \setminus EDT_2$): Dieser Fall läuft analog zu Fall 2 derselben Inklusionsrichtung des Beweises von Satz 3.9. Hierfür muss die Menge QET_{12} durch QDT_{12} ersetzt werden.

3.:

Durch die Definition 4.5 ist klar, dass $L_i \subseteq EDL_i$ und $EDT_i \subseteq EDL_i$ gilt. Die Argumentation wird von der rechten Seite der Gleichung aus begonnen:

$$\begin{aligned}
 (EDL_1 \parallel EDL_2) \cup EDT_{12} &\stackrel{4.5}{=} ((L_1 \cup EDT_1) \parallel (L_2 \cup EDT_2)) \cup EDT_{12} \\
 &= (L_1 \parallel L_2) \cup \underbrace{(L_1 \parallel EDT_2)}_{\substack{\subseteq (EDL_1 \parallel EDT_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} EDT_{12}}} \cup \underbrace{(EDT_1 \parallel L_2)}_{\substack{\subseteq (EDT_1 \parallel EDL_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} EDT_{12}}} \\
 &\quad \cup \underbrace{(EDT_1 \parallel EDT_2)}_{\substack{\subseteq (EDL_1 \parallel EDT_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} EDT_{12}}} \cup EDT_{12} \\
 &= (L_1 \parallel L_2) \cup EDT_{12} \\
 &\stackrel{1.9}{=} L_{12} \cup EDT_{12} \\
 &\stackrel{4.5}{=} EDL_{12}.
 \end{aligned}$$

□

Analog wie in den beiden vorangegangenen Kapitel, ergibt sich aus diesem Satz als direkte Folgerung, dass es sich bei der Relation \sqsubseteq_{Div} um eine Präkongruenz handelt.

Korollar 4.9 (Divergenz-Präkongruenz). *Die Relation \sqsubseteq_{Div} ist eine Präkongruenz bezüglich $\cdot \parallel \cdot$.*

Beweis. Um zu zeigen, dass es sich bei \sqsubseteq_{Div} um eine Präkongruenz handelt, muss nachgewiesen werden, dass aus $P_1 \sqsubseteq_{Div} P_2$ auch $P_{31} \sqsubseteq_{Div} P_{32}$ für jedes komponierbare System P_3 folgt. D.h. es ist zu zeigen, dass aus $EDT_1 \subseteq EDT_2, QDT_1 \subseteq QDT_2$ und $EDL_1 \subseteq EDL_2$, sowohl $EDT_{31} \subseteq EDT_{32}, QDT_{31} \subseteq QDT_{32}$ als auch $EDL_{31} \subseteq EDL_{32}$ folgt. Dies ergibt sich, wie in den Beweisen zu den Korollaren 2.10 und 3.10, aus der Monotonie von cont , prune und $\cdot\|\cdot$ auf Sprachen wie folgt:

- $EDT_{31} \stackrel{4.8.1}{=} \text{cont}(\text{prune}((EDT_3\|EDL_1) \cup (EDL_3\|EDT_1)))$
 $\begin{array}{c} EDT_1 \subseteq EDT_2 \\ \text{und} \\ EDL_1 \subseteq EDL_2 \\ \subseteq \end{array} \text{cont}(\text{prune}((EDT_3\|EDL_2) \cup (EDL_3\|EDT_2)))$
 $\stackrel{4.8.1}{=} EDT_{32},$
- $QDT_{31} \stackrel{4.8.2}{=} (QDT_3\|QDT_1) \cup EDT_{31}$
 $\begin{array}{c} EDT_{31} \subseteq EDT_{32}, \\ \text{und} \\ QDT_1 \subseteq QDT_2 \\ \subseteq \end{array} (QDT_3\|QDT_2) \cup EDT_{32}$
 $\stackrel{4.8.2}{=} QDT_{32}.$
- $EDL_{31} \stackrel{4.8.3}{=} (EDL_3\|EDL_1) \cup EDT_{31}$
 $\begin{array}{c} EDT_{31} \subseteq EDT_{32}, \\ \text{und} \\ EDL_1 \subseteq EDL_2 \\ \subseteq \end{array} (EDL_3\|EDL_2) \cup EDT_{32}$
 $\stackrel{4.8.3}{=} EDL_{32}.$

□

Im nächsten Lemma soll eine Verfeinerung bezüglich guter Kommunikation betrachtet werden. Die Vorgaben für gute Kommunikation gibt hierbei die Definition der Tests und die daraus resultierende Verfeinerung in 4.2 vor. Es muss in diesem Lemma eine Veränderung zu den analogen Lemmata aus den vorangegangenen Kapitel vorgenommen werden. Die Einschränkung der Tests T auf Partner, kann nicht mehr beibehalten werden, da die Strategie zur Vermeidung von Stille im Beweis aus dem letzten Kapitel hier zu Divergenz führen würde. Somit werden für die Stillstands-Vermeidung in diesem Kapitel Aktionen außerhalb der Menge Synch benötigt, die nicht die interne Aktionen τ sind. Jedoch müssen trotzdem nicht alle Tests T betrachtet werden. Es kann eine Einschränkung gemacht werden, sodass T fast ein Partner ist. Zur Vereinfachung von umständlichen Formulierungen im Folgenden wird hierfür nun ein neuer Begriff definiert. Der jedoch auch bereits so in z.B. [Sch16] analog für EIOs verwendet und definiert wurde.

Definition 4.10 (ω -Partner). Ein MEIO P_1 ist ein ω -Partner von einem MEIO P_2 , wenn $I_1 = O_2$ und $O_1 = I_2 \cup \{\omega\}$ mit $\omega \notin I_2 \cup O_2$ gilt.

Ein ω -Partner P_1 von P_2 unterscheidet sich von einem Partner von P_2 nur um den Output ω , der nicht in der Menge $\text{Synch}(P_1, P_2)$ enthalten ist.

Lemma 4.11 (Testing-Verfeinerung mit Divergenz). *Gegeben sind zwei MEIOs P_1 und P_2 mit der gleichen Signatur. Wenn für alle Tests T , die ω -Partner von P_1 bzw. P_2 sind, $P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Div}} T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Div}} T$ gilt, dann folgt daraus die Gültigkeit von $P_1 \sqsubseteq_{\text{Div}} P_2$.*

Beweis. Da P_1 und P_2 die gleiche Signatur haben, definiert man $I := I_1 = I_2$ und $O := O_1 = O_2$. Für jeden ω -Partner Test T gilt $I_T = O$ und $O_T = I \cup \{\omega\}$ mit $\omega \notin I \cup O$.

Um zu zeigen, dass die Relation $P_1 \sqsubseteq_{\text{Div}} P_2$ gilt, müssen die folgenden Punkte nachgewiesen werden:

- $EDT_1 \subseteq EDT_2$,
- $QDT_1 \subseteq QDT_2$,
- $EDL_1 \subseteq EDL_2$.

In den Lemmata 2.15 und 3.11 wurde bereits etwas Ähnliches gezeigt. Jedoch kann daraus aufgrund der unterschiedlichen Implikationen, die vorausgesetzt werden, nichts über dieses Lemma und dessen Gültigkeit ausgesagt werden. Es kann in diesem Lemma, ebenso wie im Lemma 3.11, aus der lokalen Erreichbarkeit eines Fehlers in einer Parallelkomposition einer as-Implementierung von P_1 mit einem Test T und der Implikation $P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Div}} T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^{\text{Div}} T$ nur geschlossen werden, dass es in einer Parallelkomposition einer as-Implementierung von P_2 mit T auch einen lokal erreichbaren fehlerhaften Zustand geben muss, jedoch kann die Fehlerhaftigkeit hier ein Fehler, Stille oder Divergenz sein. Analog verhält es sich, wenn in der Parallelkomposition einer as-Implementierung von P_1 mit einem Test T ein Divergenz-Zustand oder stiller Zustand lokal erreichbar ist. Es kann nur geschlossen werden, dass P_2 den Test T nicht erfüllen darf. Die nicht Erfüllung kann jedoch auf einem beliebigen Fehlverhalten des MEIOs basieren.

Als Erstes wird der erste Beweispunkt gezeigt, also die Inklusion $EDT_1 \subseteq EDT_2$.

Es wird für ein präfix-minimales w aus EDT_1 gezeigt, dass dieses w oder eines seiner Präfixe in EDT_2 enthalten ist. Diese Möglichkeit bietet sich, da beide Mengen unter cont abgeschlossen sind. Wegen Proposition 4.6.2 ist w auch ein präfix-minimales Element der Menge $EDT_{P'_1}$ einer as-Implementierung P'_1 von P_1 .

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Es handelt sich um einen lokal erreichbaren Fehler oder um lokale erreichbare Divergenz in P'_1 . Für T wird ein Transitionssysteme verwendet, das nur aus dem Startzustand und einer must-Schleife für alle Inputs $x \in I_T$ und einer must-Schleife für ω besteht. Somit kann P'_1 im Prinzip die gleichen Fehler- und Divergenz-Zustände wie $P'_1 || T$ lokal erreichen. P_1 erfüllt den Test T nicht. P_2 darf T somit auch nicht erfüllen. Es muss eine as-Implementierung P'_2 von P_2 existieren, für die $P'_2 || T$ einen fehlerhaften Zustand lokal erreicht. Durch die Struktur von T ist in einer Parallelkomposition mit T kein stiller Zustand möglich. Der fehlerhafte Zustand, der in $P'_2 || T$ lokal erreichbar ist, muss also ein Fehler- oder

Divergenz-Zustand sein. Da von T kein Fehler und keine Divergenz geerbt werden kann und durch die Input-Schleife auch kein neuer Fehler entstehen kann, muss der fehlerhafte Zustand von P'_2 geerbt sein. Somit muss in P'_2 ein Fehler- oder Divergenz-Zustand lokal erreichbar sein. Da $EDT(P) = ET(P) \cup DT(P)$ gilt, folgt $w \in EDT_{P'_2}$ und mit 4.6.2 $w \in EDT_2$.

- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n x_{n+1} \in \Sigma^+$ mit $n \geq 0$ und $x_{n+1} \in I$): Es wird der folgende ω -Partner T betrachtet (siehe auch Abbildung 4.1):

- $T = \{p_0, p_1, \dots, p_{n+1}\}$,
- $p_0 T = p_0$,
- $\dashrightarrow_T = \rightarrow_T = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j \leq n\}$
 $\cup \{(p_j, x, p_{n+1}) \mid x \in I_T \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j \leq n\}$
 $\cup \{(p_{n+1}, x, p_{n+1}) \mid x \in I_T\}$
 $\cup \{(p_j, \omega, p_{n+1}) \mid 0 \leq j \leq n+1\}$,
- $E_T = \emptyset$.

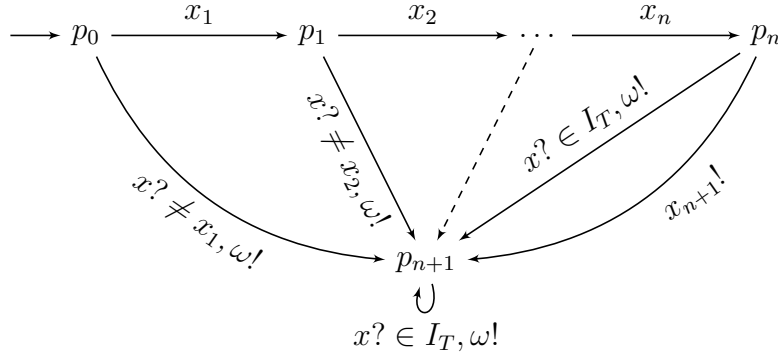


Abbildung 4.1: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_T \setminus \{x_j\}$

Die Mengen der Divergenz- und stillen Zustände des hier betrachteten T s sind leer. Da im Vergleich zum Transitionssystem in Abbildung 2.1 nur die ω -Transitionen zu p_{n+1} ergänzt und die Mengen unbenannt wurden, ändert sich nichts an dem Fall 2a) im ersten Punkt des Beweises von Lemma 2.15. Im Fall 2b) muss die Menge O^* durch $(O \cup \{\omega\})^*$ ersetzt werden. Die Begründungen, wieso in den beiden Fällen $\varepsilon \in PrET(P'_1 \| T)$ für ein $P'_1 \in \text{as-impl}(P_1)$ gilt, bleibt also analog zum Beweis von Lemma 2.15. Da nun aber auch Divergenz betrachtet wird, muss ein weiterer Fall ergänzt werden:

- Fall 2c) ($w \in PrDT_{P'_1}$): In $P'_1 \| T$ erhält man $(p_{01}, p_0) \xRightarrow{w} (p'', p_{n+1}) \xRightarrow{u} (p', p_{n+1})$ für $u \in (O \cup \{\omega\})^*$ und $p' \in Div_1$. Daraus folgt $(p', p_{n+1}) \in Div_{P'_1 \| T}$ und somit $wu \in StDT(P'_1 \| F)$. Da alle Aktionen aus w synchronisiert werden und $I_T \cap I = \emptyset$ gilt $x_1, \dots, x_n, x_{n+1} \in O_{P'_1 \| T}$. Da zusätzlich u in $(O \cup \{\omega\})^*$ enthalten ist, folgt $u \in O_{P'_1 \| T}^*$. Somit ergibt sich $\varepsilon \in PrDT(P'_1 \| T)$.

Da ε in $PrET(P'_1\|T) \cup PrDT(P'_1\|T)$ enthalten ist, ist ein Fehler oder Divergenz lokal erreichbar in $P'_1\|T$. Mit der Implikation $P_2 \text{ sat}_{\text{as}}^{Div} T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{\text{as}}^{Div} T$ kann geschlossen werden, dass in der Parallelkomposition einer as-Implementierung P'_2 von P_2 mit dem Test T ein fehlerhafter Zustand lokal erreichbar sein muss. Durch die ω -Transitionen an den Zuständen von T kann es in Komposition mit T keine stillen Zustände geben. Die Fehlerhaftigkeit muss also ein Fehler oder Divergenz sein.

- Fall 2i) ($\varepsilon \in ET(P'_1\|T)$ wegen neuem Fehler): Da jeder Zustand von T alle Inputs $x \in I_T = O$ zulässt, muss ein lokal erreichbarer Fehler-Zustand in diesem Fall der Form sein, dass ein Output $a \in O_T \setminus \{\omega\}$ von T möglich ist, der nicht mit einem passenden Input aus P'_2 synchronisiert werden kann. Durch die Konstruktion von T ist in p_{n+1} kein Output außer ω möglich. Ein neuer Fehler muss also die Form (p', p_j) haben mit $j \leq n$, $p' \not\rightarrow_{P'_2}^{x_{i+1}}$ und $x_{i+1} \in O_T \setminus \{\omega\}$. Durch Projektion erhält man dann $p_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_i}_{P'_2} p' \not\rightarrow_{P'_2}^{x_{i+1}}$ und damit gilt $x_1 \dots x_{i+1} \in MIT_{P'_2} \subseteq ET_{P'_2}$. Somit ist ein Präfix von w in $EDT_{P'_2}$ enthalten. Wegen des Abschlusses unter cont und wegen Proposition 4.6.2 gilt $w \in EDT_2$.
- Fall 2ii) ($\varepsilon \in ET(P'_2\|T)$ wegen geerbtem Fehler): T hat $x_1 \dots x_i u$ ausgeführt mit $u \in (O \cup \{\omega\})^*$ und ebenso hat P'_2 den Weg $x_1 \dots x_i u|_{\Sigma_2}$ ausgeführt. Durch dies hat P'_2 einen Zustand aus $E_{P'_2}$ erreicht, da von T kein Fehler geerbt werden kann. Es gilt dann $\text{prune}(x_1 \dots x_i u|_{\Sigma_2}) = \text{prune}(x_1 \dots x_i) \in PrET_{P'_2} \subseteq ET_{P'_2}$. Da $x_1 \dots x_i$ ein Präfix von w ist, führt in diesem Fall eine Verlängerung um lokale Aktionen von einem Präfix von w zu einem Fehler-Zustand. Da ET der Menge aller Verlängerungen von gekürzten Fehler-Traces entspricht, ist $x_1 \dots x_i$ in $EDT_{P'_2}$ enthalten und mit 4.6.2 ist ein Präfix von w in EDT_2 enthalten.
- Fall 2iii) ($\varepsilon \in DT(P'_2\|T) \setminus ET(P'_2\|T)$): Da T nicht unendlich viele Zustände hat und auch keine τ -Schleifen besitzt, kann das Divergenz-Verhalten nur von P'_2 geerbt sein. T hat $x_1 \dots x_i u$ ausgeführt mit $u \in (O \cup \{\omega\})^*$ und ebenso hat P'_2 den Weg $x_1 \dots x_i u|_{\Sigma_2}$ ausgeführt. Durch dies hat P'_2 einen Zustand aus $Div_{P'_2}$ erreicht. Es gilt dann $\text{prune}(x_1 \dots x_i u|_{\Sigma_2}) = \text{prune}(x_1 \dots x_i) \in PrDT_{P'_2} \subseteq DT_{P'_2}$, da $u|_{\Sigma_2}$ in O^* enthalten ist. Da $x_1 \dots x_i$ ein Präfix von w ist, führt in diesem Fall eine Verlängerung um lokale Aktionen von einem Präfix von w zu einem divergenten Zustand. Da DT die Menge aller Verlängerungen von gekürzten Divergenz-Traces ist und $DT_{P'_2} \subseteq EDT_{P'_2}$ gilt, ist in diesem Fall das Präfix $x_1 \dots x_i$ von w in $EDT_{P'_2}$ enthalten. Mit 4.6.2 folgt daraus, dass ein Präfix von w in EDT_2 enthalten ist.

Als nächstes wird nun der zweite Beweispunkt gezeigt, d.h. die Inklusion $QDT_1 \subseteq QDT_2$. Diese Inklusion kann jedoch noch, analog zum Beweis der Inklusion der Fehler-gefluteten Sprache aus dem Fehler-Kapitel, weiter eingeschränkt werden. Da bereits bekannt ist, dass $EDT_1 \subseteq EDT_2$ gilt, muss nur noch $StQT_1 \setminus EDT_1 \subseteq QDT_2$ gezeigt werden.

Es wird ein $w \in StQT_1 \setminus EDT_1$ gewählt und gezeigt, dass dieses auch in QDT_2 enthalten

ist. Das w ist aufgrund der Propositionen 3.4 und 4.6.2 auch für eine as-Implementierung P'_1 von P_1 in $StQT_{P'_1} \setminus EDT_{P'_1}$ enthalten.

Durch die Wahl des w s wird in P'_1 durch das Wort w ein stiller Zustand erreicht. Dies hat nur Auswirkungen auf die Parallelkomposition $P'_1 \parallel T$, wenn in T ebenfalls ein stiller Zustand durch w erreicht wird.

Das betrachtete w hat die Form $w = x_1 \dots x_n \in \Sigma^*$ mit $n \geq 0$. Es wird der folgende ω -Partner Test T betrachtet (siehe auch Abbildung 4.2):

- $T = \{p_0, p_1, \dots, p_n, p\}$,
- $p_{0T} = p_0$,
- $\dashrightarrow_T = \rightarrow_T = \{(p_j, x_{j+1}, p_{j+1}) \mid 0 \leq j < n\}$
 $\cup \{(p_j, x, p) \mid x \in (I_T \cup \{\omega\}) \setminus \{x_{j+1}\}, 0 \leq j < n\}$
 $\cup \{(p_n, x, p) \mid x \in I_T\}$
 $\cup \{(p, x, p) \mid x \in I_T \cup \{\omega\}\},$
- $E_T = \emptyset$.

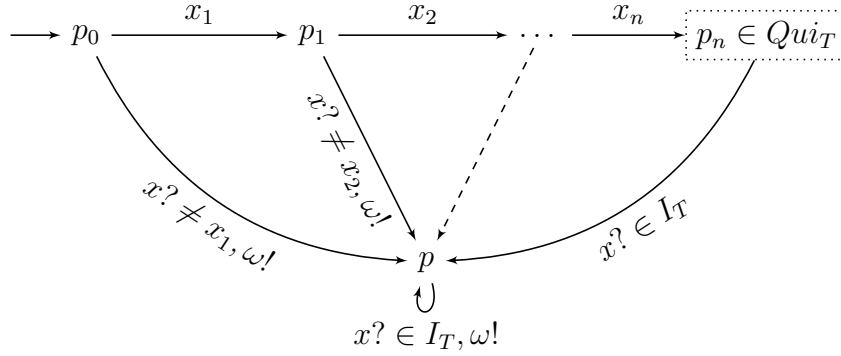


Abbildung 4.2: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_T \setminus \{x_j\}$, p_n ist der einzige stille Zustand

Falls das betrachtete w dem leeren Wort ε entspricht, reduziert sich der ω -Partner Test T auf den Zustand $p_n = p_0$ und den Zustand p . Es ist also in diesem Fall der Startzustand gleich dem stillen Zustand.

Allgemein ist der Zustand p_n aus T der einzige stille Zustand in T . Es gilt wegen des ersten Punkte von Lemma 3.8, dass auch in der Parallelkomposition $P'_1 \parallel T$ ein stiller Zustand mit w erreicht wird. Da es sich bei allen in w befindlichen Aktionen um synchronisieren Aktionen handelt und $I_T \cap I = \emptyset$ gilt, folgt $w \in O_{P'_1 \parallel T}$ und $w \in StQT(P'_1 \parallel T)$. Es kann also in der Parallelkomposition durch w ein stiller Zustand lokal erreicht werden. Da $w \notin EDT_{P'_1}$, kann auf dem Weg, der mit w im Transitionssystem P'_1 zurück gelegt wird, kein Fehler- oder Divergenz-Zustand lokal erreicht werden. Es kann weder von P'_1 noch von T ein Fehler oder Divergenz auf diesem Weg geerbt werden oder neu entstehen. Da ein stiller Zustand in $P'_1 \parallel T$ lokal erreichbar ist, erfüllt P_1 den Test T nicht. Es muss also auch eine as-Implementierung P'_2 von P_2 geben, für die $P'_2 \parallel T$ einen lokal erreichbaren

fehlerhaften Zustand besitzt. Hier kann jedoch zunächst keine Aussage darüber getroffen werden, ob das w in der Parallelkomposition $P'_2 \parallel T$ ausführbar ist und ob es sich bei der Fehlerhaftigkeit um Fehler, Stille oder Divergenz handelt.

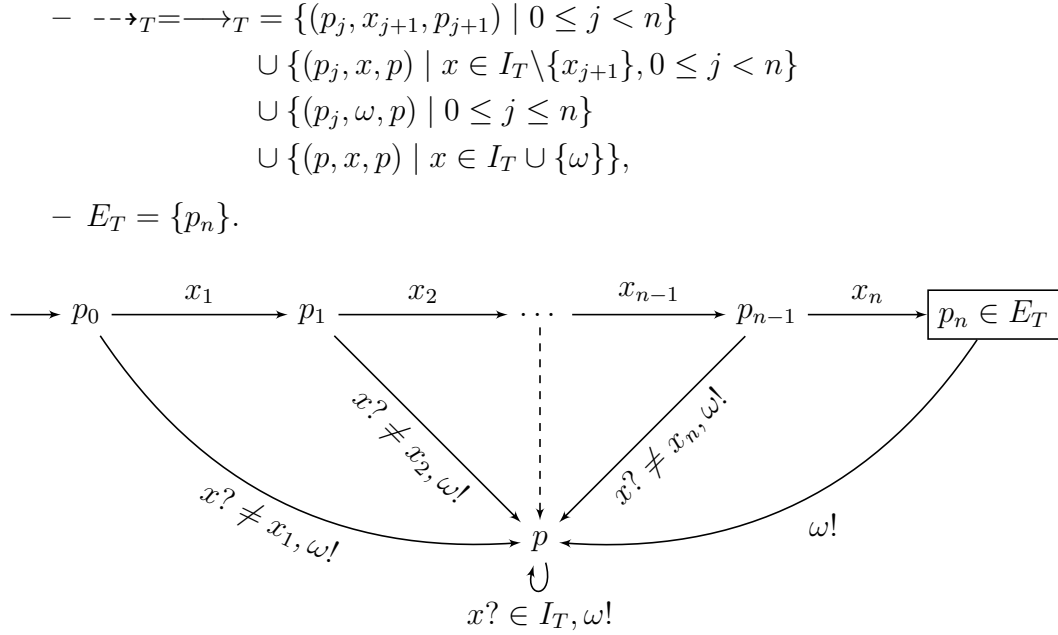
- Fall a) ($\varepsilon \in ET(P'_2 \parallel T)$): Der lokal erreichbare fehlerhafte Zustand ist ein Fehler. Das w muss somit nicht ausführbar sein. Der Fehler kann sowohl von P'_2 geerbt sein, wie durch fehlende Synchronisations-Sicherstellung als neuer Fehler in der Parallelkomposition entstanden sein. Da nur auf dem Trace w in T Synchronisations-Probleme auftreten können und wegen den Fällen 2i) und 2ii) des ersten Punktes dieses Beweises ist ein Präfix von w in $EDT_{P'_2}$ enthalten. Da die Menge EDT unter cont abgeschlossen ist und 4.6.2 gilt, folgt $w \in EDT_2 \subseteq QDT_2$.
- Fall b) ($\varepsilon \in DT(P'_2 \parallel T) \setminus ET(P'_2 \parallel T)$): Es handelt sich bei dem lokal erreichbaren fehlerhaften Zustand um Divergenz. Die Divergenz muss von P'_2 geerbt sein, da T keine Möglichkeit für eine unendliche τ -Folge hat. Es gilt also, dass bereits in P'_2 ein Präfix von w in $EDT_{P'_2}$ enthalten ist, wegen Fall 2iii) des Beweises des ersten Punktes dieses Lemmas. Mit dem Abschluss unter cont und 4.6.2 folgt, dass auch $w \in EDT_2 \subseteq QDT_2$ gilt.
- Fall c) (stiller Zustand lokal erreichbar in $P'_2 \parallel T$ und $\varepsilon \notin EDT(P'_2 \parallel T)$): Da in T nur durch w ein stiller Zustand erreicht werden kann, muss es sich bei dem lokal erreichbaren stillen Zustand in $P'_2 \parallel T$ um einen handeln, der mit w erreicht werden kann. Mit dem zweiten Punkt von Lemma 3.8 kann gefolgert werden, dass auch in P'_2 ein stiller Zustand mit w erreichbar sein muss, da $ET(P'_2 \parallel T)$ eine Teilmenge von $EDT(P'_2 \parallel T)$ ist. Es gilt also $w \in StQT_{P'_2} \subseteq QDT_{P'_2}$. Mit dem dritten Punkt von Proposition 4.6 folgt daraus $w \in QDT_2$.

Nun wird mit dem letzten Punkt des Beweises begonnen. Analog wie in den Beweisen zu den Lemmata 2.15 und 3.11 ist hier aufgrund der bereits geführten Beweisteile nur noch $L_1 \setminus EDT_1 \subseteq EDL_2$ zu zeigen. Es wird also für ein beliebig gewähltes $w \in L_1 \setminus EDT_1$ gezeigt, dass es auch in EDL_2 enthalten ist. Es gilt auch $w \in L_{P'_1} \setminus EDL_{P'_1}$ für eine as-Implementierung P'_1 von P_1 , wegen 1.8 und 4.6.

- Fall 1 ($w = \varepsilon$): Analog zu den Lemmata 2.15 und 3.11 gilt auch hier, dass ε immer in EDL_2 enthalten ist.
- Fall 2 ($w = x_1 \dots x_n$ mit $n \geq 1$): Die Konstruktion des ω -Partner Tests T weicht nur durch die ω -Transitionen vom Transitionssystem aus dem Beweis der Inklusion der Fehler-gefluteten Sprache EL aus Lemma 2.15 ab. Der Test T ist dann wie folgt definiert (siehe dazu auch Abbildung 4.3):

$$- T = \{p_0, p_1, \dots, p_n, p\},$$

$$- p_{0T} = p_0,$$


 Abbildung 4.3: $x? \neq x_j$ steht für alle $x \in I_T \setminus \{x_j\}$, p_n ist der einzige Fehler-Zustand

Durch die ω -Transition an den Zuständen wird wie oben vermieden, dass es in einer Komposition mit T und auch in T selbst stille Zustände geben kann. Da $p_{01} \xRightarrow{w} p'_1$ gilt, kann man schließen, dass $P'_1 \parallel T$ einen lokal erreichbaren geerbten Fehler hat. Es muss also auch eine as-Implementierung P'_2 von P_2 geben, sodass $P'_2 \parallel T$ einen lokal erreichbaren fehlerhaften Zustand hat. Wie oben bereits erwähnt, kommt Stille als Fehlerhaftigkeit nicht in Frage.

- Fall 2a) (neuer Fehler aufgrund von $x_i \in O_T \setminus \{\omega\}$ und $p_{02} \xRightarrow{x_1 \dots x_{j-1}} p'_2 \not\xrightarrow{x_j}$): Es gilt $x_1 \dots x_j \in MIT_{P'_2}$ und somit $w \in EDL_{P'_2}$. Anzumerken ist, dass nur auf diesem Weg Outputs von T aus der Menge $\text{Synch}(P'_2, T)$ möglich sind, deshalb gibt es keine anderen Outputs von T , die zu einem neuen Fehler führen könnten. Wegen 4.6 gilt $w \in EDL_2$.

Die restlichen Fälle sind analog zu Lemma 2.15 möglich. Somit gilt für alle Fälle (2a) bis 2d), dass w in EDL_2 enthalten ist, da $EL_2 \subseteq EDL_2$ gilt.

- Fall 2e) (Divergenz und kein neuer Fehler): Da T keine Möglichkeit hat zu divergieren, muss diese Möglichkeit von P'_2 geerbt sein. Es gilt dann $p_{02} \xRightarrow{x_1 \dots x_j u} p'_2$ für $j \geq 0$ und $u \in O^*$. Somit ist $x_1 \dots x_j u \in StDT_{P'_2}$ und damit $\text{prune}(x_1 \dots x_j u) = \text{prune}(x_1 \dots x_j) \in PrDT_{P'_2} \subseteq EDT_{P'_2}$. Also folgt mit 4.6.2, dass w in $EDT_2 \subseteq EDL_2$ enthalten ist, da DT unter cont abgeschlossen ist.

□

Satz 4.12. Falls $P_1 \sqsubseteq_{Div} P_2$ gilt folgt daraus auch, dass P_1 P_2 Divergenz-verfeinert.

Beweis. Nach Definition gilt $w \in QDT(P)$ mit $w \in O^*$ genau dann, wenn in P ein Fehler-, stiller oder Divergenz-Zustand lokal erreichbar ist. $P_1 \sqsubseteq_{Div} P_2$ impliziert, dass $w \in QDT_2$ gilt, wenn $w \in QDT_1$ gilt. Somit ist ein Fehler-, stiller oder Divergenz-Zustand nur dann in P_1 lokal erreichbar, wenn auch ein solcher in P_2 lokal erreichbar ist. Wegen Korollar 4.7 gibt es dann auch as-Implementierungen P'_1 und P'_2 von P_1 bzw. P_2 , die analoge fehlerhafte Zustände lokal erreichen. Die Parallelkomposition $P'_j \| T$ für $j \in \{1, 2\}$ und einen Test T haben dann ebenfalls einen lokal erreichbaren Fehler-, stille oder Divergenz-Zustand. Der fehlerhafte Zustand einer as-Implementierung P'_1 tritt in der Parallelkomposition mit T auf jeden Fall auf, wenn es sich um einen Fehler oder Divergenz handelt. Bei Stille zeigt sich das Fehlverhalten nur bei Tests T , die einen analogen stillen Zustand enthalten. Mit der Relation \sqsubseteq_{Div} gibt es auch in P_2 und somit auch in einer as-Implementierung P'_2 davon einen lokal erreichbaren fehlerhaften Zustand, wenn es in P_1 einen solchen gibt. In Parallelkompositionen von P'_2 mit Tests T zeigt sich das Fehlverhalten ebenfalls. Falls ein Fehler oder Divergenz lokal erreichbar ist, gilt $\varepsilon \in EDT_{P'_j}$. Für alle Tests T ist ε ein Element der Sprache es gilt also $\varepsilon \in EDL_T$. Mit Satz 4.8.1 folgt auch $\varepsilon \in EDT_{P'_j \| T}$. Falls es sich in P_2 und somit auch in P'_2 nur um Stille handelt und kein Fehler oder Divergenz lokal erreichbar ist, dann muss auch bereits in P_1 bzw. P'_1 Stille das einzige Fehlverhalten gewesen sein, dass lokal erreichbar war. \sqsubseteq_{Div} hätte ansonsten auch andere fehlerhafte Zustände in P_2 gefordert. Es ist also die Argumentation aus Satz 3.12 anwendbar. Es gilt also $\neg P_1 \text{ sat}_{as}^{Div} T \Rightarrow \neg P_2 \text{ sat}_{as}^{Div} T$ für alle Test T . Daraus ergibt sich für alle Test T die Implikation $P_2 \text{ sat}_{as}^{Div} T \Rightarrow P_1 \text{ sat}_{as}^{Div} T$ und somit Divergenz-verfeinert $P_1 P_2$. \square

Es wurde, wie in den letzten beiden Kapiteln, eine Kette an Folgerungen gezeigt, die sich zu einem Ring schließt. Jedoch ändert sich an der Begründung für einen der Folgepfeile etwas, da in Lemma 4.11 T kein Partner ist, sondern ein ω -Partner. Die Folgerungskette ist in Abbildung 4.4 dargestellt.

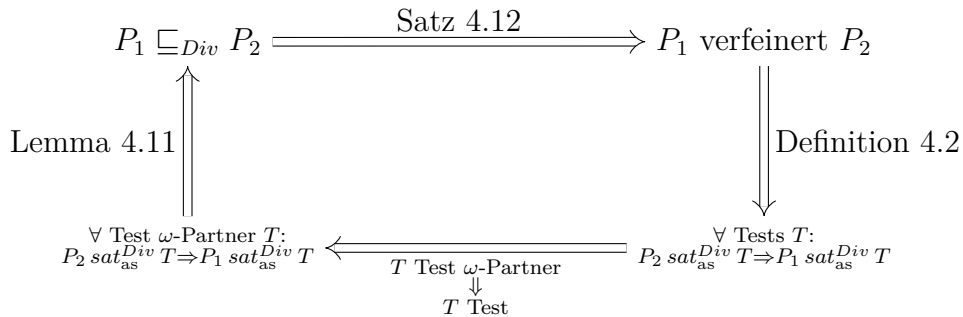


Abbildung 4.4: Folgerungskette der Testing-Verfeinerung und Divergenz-Relation

4.2 Zusammenhänge

Satz 4.13 (Zusammenhang der Verfeinerungs-Relationen mit der Divergenz-Relation). Für zwei MEIOs P und Q gilt $P \sqsubseteq_{\text{as}} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_{\text{Div}} Q$. Aus keiner der anderen bisher erwähnten Relationen folgt \sqsubseteq_{Div} und auch aus der Relation \sqsubseteq_{Div} kann keine der anderen Relationen gefolgert werden.

Beweis.

$P \sqsubseteq_{\text{as}} Q \Rightarrow P \sqsubseteq_{\text{Div}} Q$:

Um diese Implikation zu zeigen, muss nachgewiesen werden, dass eine beliebige as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} zwischen P und Q auch die Eigenschaften der Relation \sqsubseteq_{Div} erfüllt. Da \mathcal{R} eine as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q ist, muss $p_0 \mathcal{R} q_0$ gelten. Es sind die folgenden Punkte nachzuweisen:

- $EDT_P \subseteq EDT_Q$,
- $QDT_P \subseteq QDT_Q$,
- $EDL_P \subseteq EDL_Q$.

Die Menge EDT ist unter cont abgeschlossen. Es reicht also für den ersten Punkt zu zeigen, dass ein beliebiges präfix-minimales w aus EDT_P auch in EDT_Q enthalten ist. Das Wort w kann ein Element aus ET_P oder DT_P sein. Für w aus ET_P folgt mit Satz 2.18 bereits $w \in ET_Q$. Es kann also im folgenden davon ausgegangen werden dass w ein präfix-minimales Element aus DT_P ist. Es gibt in P einen Trace der Form: $\exists w' \in \Sigma^*, \exists p_1, p_2, \dots, p_n, \exists \alpha_1, \alpha_2, \dots, \alpha_n : \hat{w}' = w \wedge w' = \alpha_1 \alpha_2 \dots \alpha_n \wedge p_0 \xrightarrow{\alpha_1}_P p_1 \xrightarrow{\alpha_2}_P \dots p_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_P p_n \in Div_P$. Mit 1.3.3 muss dieser Trace auch in Q möglich sein oder ein Präfix von w muss zu einem Zustand in E_Q führen. Falls es einen Zustand q_j mit $q_j \in E_Q$ und $p_j \mathcal{R} p_j$ gibt für $j \in \{1, 2, \dots, n\}$, dann gilt $w \in ET_Q \subseteq EDT_Q$. Es kann für den restlichen Beweis davon ausgegangen werden, dass der Trace in Q ausführbar ist. Es gilt also $q_0 \xrightarrow{\alpha_1}_Q q_1 \xrightarrow{\alpha_2}_Q \dots q_{n-1} \xrightarrow{\alpha_n}_Q q_n$ mit $(p_j, q_j) \in \mathcal{R}$ für $0 \leq j \leq n$. Von p_n ist eine unendliche Folge an τ s ausführbar. Die Definition 1.3.3 erzwingt, dass entweder ein Zustand von q_n mit τ aus erreichbar ist, der in E_Q enthalten ist oder von q_n aus ebenfalls eine unendliche Folge an τ s ausführbar ist, da die Transitionen von P Transitionen in Q entsprechen müssen. Es gilt also entweder $w \in ET_Q \subseteq EDT_Q$ oder $q_n \in Div_Q$ und somit $w \in DT_Q \subseteq EDT_Q$.

Da im ersten Punkt bereits die EDT -Inklusion bewiesen wurde, reicht es für den zweiten Punkt aus zu zeigen, dass $StQT_P \setminus EDT_P \subseteq QDT_Q$ gilt. In Satz 3.13 wurde bereits die Inklusion $StQT_P \setminus ET_P \subseteq QET_Q$ gezeigt unter der Voraussetzung, dass es eine schwache as-Verfeinerungs-Relation zwischen P und Q gibt. \mathcal{R} ist nicht nur eine as-Verfeinerungs-Relation sondern auch eine schwache as-Verfeinerungs-Relation, wegen Satz 2.18. Die in 3.13 bewiesene Inklusion gilt also auch hier. Es gilt $ET_P \subseteq EDT_P$ und $QET_Q \subseteq QDT_Q$. Es folgt also die zu zeigende Inklusion aus der bereits bewiesenen.

Für den letzten Punkt kann ebenfalls eine Einschränkung der zu zeigenden Inklusion vorgenommen werden. Es muss also $EDL_P \setminus EDT_P \subseteq EDL_Q$ bewiesen werden. Es gilt $L_P \subseteq EDL_P \setminus EDT_P$. In Satz 2.18 wurde die Inklusion $L_P \subseteq EL_Q$ unter der Voraussetzung einer schwachen as-Verfeinerungs-Relation bewiesen. Es gilt also wegen der Implikation $\sqsubseteq_{as} \Rightarrow \sqsubseteq_{w-as}$ (Satz 2.18) und wegen der Inklusion $EL_Q \subseteq EDL_Q$ auch die hier nach zuweisende Inklusion.

$P \sqsubseteq_{Div} Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_E Q$:

Diese Implikation gilt nicht, da \sqsubseteq_{Div} nicht zwischen Fehler und Divergenz unterscheiden kann, \sqsubseteq_E hingegen nur Fehler berücksichtigt und Divergenz nicht als Fehlverhalten auffasst. Ein entsprechende Gegenbeispiel ist in Abbildung 4.5 dargestellt. Die Sprachen beider Transitionssysteme sind gleich und bestehen nur aus dem leeren Wort. Für beide Systeme besteht die Menge EDT aus allen Wörtern, die über dem Alphabet Σ möglich sind. Es gibt keine Stille-Trace. Somit gilt also $P \sqsubseteq_{Div} Q$.

Für $P \sqsubseteq_E Q$ müsste $ET_P \subseteq ET_Q$ gelten. Jedoch ist die Menge ET_Q leer, da Q keine Fehler-Zustände enthält und vorausgesetzt werden kann, dass I leer ist und es keine Input-kritischen Traces gegen kann. Für P ist jedoch der Startzustand ein Fehler-Zustand und somit entspricht ET_P der Menge Σ^* . Die geforderte Inklusion gilt nicht und somit kann auch die Relation \sqsubseteq_E zwischen P und Q nicht gelten.



Abbildung 4.5: Gegenbeispiel zu $\sqsubseteq_{Div} \Rightarrow \sqsubseteq_E$ mit $I_P = I_Q = \emptyset$

$P \sqsubseteq_{Div} Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_{Qui} Q$, $P \sqsubseteq_{Div} Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_{w-as} Q$ und $P \sqsubseteq_{Div} Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_{as} Q$:

Falls eine dieser Implikationen gelten würde, würde mit den bereits in den Sätzen 2.18 und 3.13 bewiesenen Implikationen und der Transitivität von Implikationen folgen, dass auch $P \sqsubseteq_E Q$ gilt. Dies stellt ein Widerspruch zum letzten Punkt dieses Beweises dar. Es kann also keine der Implikationen gelten.

$P \sqsubseteq_{w-as} Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_{Div} Q$:

Das Problem dieser Implikation beruht darauf, dass eine schwache as-Verfeinerungs-Relation es zulässt, dass τ -Transitionen schwach gematched werden. Es ist also möglich, eine unendliche τ -Folge ohne eine einzige Transition zu matchen. Das Gegenbeispiel in Abbildung 4.6 verdeutlicht dies. P und Q stehen in der schwachen as-Verfeinerungs-Relation \mathcal{R} , die nur aus dem Tupel (p_0, q_0) besteht. Die Transitionssysteme bestehen nur aus dem Startzustände, die beide keine Fehler-Zustände sind. Q besitzt keine Transitionen und P nur eine Transition für eine interne Aktion. Es sind also die Punkt 1. bis 4. der Definition 1.4 für \mathcal{R} bereits erfüllt. Der 5. Punkt fordert, die schwache Transition $q_0 \xRightarrow{\hat{\tau}} q$ mit $(p_0, q) \in \mathcal{R}$ für ein q aus Q . $\hat{\tau}$ entspricht ε somit ist q_0 eine zulässige Wahl für q . \mathcal{R} erfüllt also auch den letzten Punkt der Definition 1.4 und ist deshalb eine as-

Verfeinerungs-Relation.

Q enthält keine Fehler- oder Divergenz-Zustände. Es gilt also $EDT_Q = \emptyset$. Für P ist jedoch der Startzustand ein divergenter Zustand. Es gilt also $\varepsilon \in StDT_P \subseteq EDT_P$. Die Inklusion $EDT_P \subseteq EDT_Q$, die für die Relation \sqsubseteq_{Div} zwischen P und Q notwendig wäre, ist also nicht erfüllt.

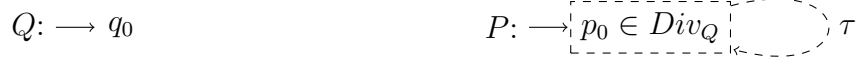


Abbildung 4.6: Gegenbeispiel zu $\sqsubseteq_{w-as} \Rightarrow \sqsubseteq_{Div}$

$P \sqsubseteq_E Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_{Div} Q$ und $P \sqsubseteq_{Qui} Q \not\Rightarrow P \sqsubseteq_{Div} Q$:

Mit den Implikationen, die bereits in Satz 3.13 bewiesen wurde, kann gefolgert werden, dass das im letzten Punkt angegebenen Beispiel aus für diese Implikationen anwendbar ist. Es galt $P \sqsubseteq_{w-as} Q$ somit gilt auch $P \sqsubseteq_{Qui} Q$ und $P \sqsubseteq_E Q$. Die Relation \sqsubseteq_{Div} hingegen ist zwischen P und Q nicht erfüllt. Es folgt also, dass die hier angegebenen Implikationen ebenfalls nicht gelten.

□

Literaturverzeichnis

- [BFLV16] Ferenc Bujtor, Sascha Fendrich, Gerald Lüttgen, und Walter Vogler, *Non-deterministic Modal Interfaces*, Theor. Comput. Sci. **642** (2016), 24–53.
- [BV15a] Ferenc Bujtor und Walter Vogler, *Error-pruning in interface automata*, Theor. Comput. Sci. **597** (2015), 18–39.
- [BV15b] ———, *Failure Semantics for Modal Transition Systems*, ACM Trans. Embedded Comput. Syst. **14** (2015), no. 4, 67:1–67:30.
- [Sch16] Ayleen Schinko, *Kommunikationsfehler, Verklemmung und Divergenz bei Interface-Automaten*, Bachelorarbeit, Universität Augsburg, 2016.