

# 1 Definitionen und Notationen

Die Definitionen dieses Kapitels sind größtenteils aus [BV14] übernommen. Hierbei handelt es sich um die Grundlagen der Transitionssysteme mit denen hier gearbeitet werden soll. Jedoch wurde angepasst, dass für die Parallelkomposition die Input-Aktionen der Error-IO-Transitionssysteme (EIOs) nicht disjunkt sein müssen. Dies wäre eine unnötige Einschränkung. Die nicht synchronisierten Inputs der zu komponierenden EIOs werden als Inputs der Parallelkomposition übernommen. Zusätzlich verzichten wir hier auf das Verbergen der synchronisierten Aktionen. Die gleiche Betrachtungsweise wurde bereits in [Sch12] gewählt, deshalb stimmen die Definitionen in diesem Kapitel mit denen aus [Sch12] überein, jedoch wurde diese Arbeit nicht als direkte Quelle verwendet.

## 1.1 Error-IO-Transitionssystem

Die hier betrachteten EIOs sind Systeme, deren Übergänge mit Inputs und Outputs beschriftet sind. Jeder Übergang ist dabei mit einem Input oder einem Output versehen. Ebenfalls zulässig ist eine Kantenbeschriftung mit  $\tau$ , einer internen, unbeobachtbaren Aktion. Diese interne Aktion lässt also keine Interaktion mit der Umwelt zu. In vielen Fällen entstehen sie durch das Verbergen der Inputs und Outputs dieses Übergangs, da diese in einer Komposition synchronisiert wurden.

**Definition 1.1 (*Error-IO-Transitionssystem*).** *Ein Error-IO-Transitionssystem (EIO) ist ein Tupel  $S = (Q, I, O, \delta, q_0, E)$ , mit den Komponenten:*

- $Q$  – die Menge der Zustände,
- $I, O$  – die disjunkten Mengen der (sichtbaren) Input- und Outputaktionen,
- $\delta \subseteq Q \times (I \cup O \cup \{\tau\}) \times Q$  – die Übergangsrelation,
- $q_0 \in Q$  – der Startzustand,
- $E \subseteq Q$  – die Menge der Error-Zustände.

Die Aktionsmenge eines EIOs  $S$  ist  $\Sigma = I \cup O$  und die Signatur  $Sig(S) = (I, O)$ .

Um in graphischen Veranschaulichungen Inputs und Outputs zu unterscheiden wird folgende Notation verwendet:  $x?$  für den Input  $x$  und  $x!$  für den Output  $x$ . Falls ein  $x$  ohne  $?$  oder  $!$  verwendet wird, steht dies für eine Aktion, bei der nicht festgelegt ist, ob sie ein Input oder ein Output ist.

Um die Komponenten der entsprechenden Struktur zuzuordnen, werden für die Komponenten die gleichen Indizes wie für ihre zugehörigen Struktur verwendet, z.B. für die

Inputmenge des Transitionssystem  $S_1$  schreiben wir  $I_1$ . Diese Notation verwenden wir später analog für die Sprachen, die einer Struktur zugeordnet sind.

Die Elemente der Übergangsrelation  $\delta$  werden wir wie folgt notieren:

- $p \xrightarrow{a} q$  für  $(p, a, q) \in \delta$ ,
- $p \xrightarrow{a}$  für  $\exists q : (p, a, q) \in \delta$ ,
- $p \xrightarrow{w} q$  für  $p \xrightarrow{a_1} p_1 \xrightarrow{a_2} p_2 \dots \xrightarrow{a_n} q$  mit  $w \in (\Sigma \cup \{\tau\})^*$ ,  $w = a_1 a_2 \dots a_n$ ,
- $p \xrightarrow{w}$  für  $p \xrightarrow{a_1} \dots \xrightarrow{a_n}$  mit  $w \in (\Sigma \cup \{\tau\})^*$ ,  $w = a_1 a_2 \dots a_n$ ,
- $w|_B$  steht für die Zeichenfolge, die aus  $w$  entsteht durch löschen aller Zeichen, die nicht in  $B \subseteq \Sigma$  enthalten sind, d.h. es bezeichnet die Projektion von  $w$  auf die Menge  $B$ ,
- $p \xRightarrow{w} q$  für  $w \in \Sigma^*$  mit  $\exists w' \in (\Sigma \cup \{\tau\})^* : w'|_\Sigma = w \wedge p \xrightarrow{w'} q$ ,
- $p \xRightarrow{w}$  für  $\exists q : p \xRightarrow{w} q$ .

Die Sprache von  $S$  ist  $L(S) = \{w \in \Sigma^* \mid q_0 \xRightarrow{w}\}$ .

## 1.2 Parallelkomposition

Zwei EIOs sind komponierbar, wenn ihre Outputaktionsmengen disjunkt sind. Die Error-Zustände der Parallelkomposition setzen sich aus den Error-Zuständen der beiden zusammengesetzten Komponenten (geerbte Errors) und den Outputs zusammen, die von der anderen Komponente nicht als Inputs angenommen werden können (neue Errors). Die nächste Definition ist noch analog zu [BV14], nur wird hier darauf verzichtet die Inputmengen als disjunkt anzunehmen und der zweite Definitionsteil über das verbergen der synchronisierten Aktionen wird komplett weggelassen. Das verzichten auf die analogen Definitionen für das Verbergen wird sich auch bei den folgenden Definitionen zeigen. Zusätzlich nehmen wir in der folgenden Definition eine Änderung an der Menge der synchronisierten Aktionen vor, da nun nicht mehr  $I_1 \cap I_2 = \emptyset$  gelten muss, werden wir diese gemeinsamen Inputs synchronisieren.

**Definition 1.2 (*Parallelkomposition*).** Zwei EIOs  $S_1, S_2$  sind komponierbar, falls  $O_1 \cap O_2 = \emptyset$  gilt. Die Parallelkomposition ist  $S_1 \parallel S_2 = (Q, I, O, \delta, q_0, E)$  mit den Komponenten:

- $Q = Q_1 \times Q_2$ ,
- $I = (I_1 \setminus O_2) \cup (I_2 \setminus O_1)$ ,
- $O = O_1 \cup O_2$ ,
- $q_0 = (q_{01}, q_{02})$ ,

- $\delta = \{((q_1, q_2), \alpha, (p_1, p_2)) \mid (q_1, \alpha, p_1) \in \delta_1, \alpha \in (\Sigma_1 \cup \{\tau\}) \setminus \text{Synch}(S_1, S_2)\}$   
 $\cup \{((q_1, q_2), \alpha, (q_1, p_2)) \mid (q_2, \alpha, p_2) \in \delta_2, \alpha \in (\Sigma_2 \cup \{\tau\}) \setminus \text{Synch}(S_1, S_2)\}$   
 $\cup \{((q_1, q_2), \alpha, (p_1, p_2)) \mid (q_1, \alpha, p_1) \in \delta_1, (q_2, \alpha, p_2) \in \delta_2, \alpha \in \text{Synch}(S_1, S_2)\},$
- $E = (Q_1 \times E_2) \cup (E_1 \times Q_2)$  geerbte Errors  
 $\left. \begin{array}{l} \cup \{(q_1, q_2) \mid \exists a \in O_1 \cap I_2 : q_1 \xrightarrow{a} \wedge q_2 \not\xrightarrow{a}\} \\ \cup \{(q_1, q_2) \mid \exists a \in I_1 \cap O_2 : q_1 \not\xrightarrow{a} \wedge q_2 \xrightarrow{a}\} \end{array} \right\}$  neue Errors.

Dabei werden die synchronisierten Aktionen  $\text{Synch}(S_1, S_2) = (I_1 \cap O_2) \cup (O_1 \cap I_2) \cup (I_1 \cap I_2)$  nicht versteckt, sondern als Outputs der Komposition beibehalten.

Nun werden wir drauf eingehen, dass eine Parallelkomposition nicht nur für Transitionssysteme betrachtet werden kann, sondern auch über Transitionsfolgen. Ein *Trace* ist dann das Wort, das aus den Inputs und Outputs besteht, mit denen die Übergängen beschriftet sind.

**Definition 1.3 (Parallelkomposition auf Traces).** Gegeben zwei EIOs  $S_1$  und  $S_2$ ,  $w_1 \in \Sigma_1$ ,  $w_2 \in \Sigma_2$ ,  $W_1 \subseteq \Sigma_1^*$ ,  $W_2 \subseteq \Sigma_2^*$ :

- $w_1 \parallel w_2 := \{w \in (\Sigma_1 \cup \Sigma_2)^* \mid w|_{\Sigma_1} = w_1 \wedge w|_{\Sigma_2} = w_2\},$
- $W_1 \parallel W_2 := \cup \{w_1 \parallel w_2 \mid w_1 \in W_1 \wedge w_2 \in W_2\}.$

Die Semantik der späteren Kapitel basiert darauf die jeweiligen Zustände, die zu Problemen führen, mit ihren Traces zu betrachten. Um dies besser umsetzen zu können, definieren wir eine *prune*-Funktion, die alle Outputs am Ende eines Traces entfernt. Zusätzlich werden Funktionen definiert, die die Traces beliebig fortsetzen.

**Definition 1.4 (Pruning und Fortsetzungs Funktionen).** Für einen EIO  $S$  definieren wir:

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

Für zwei komponierbare EIOs  $S_1$  und  $S_2$  ist ein Ablauf ihrer Parallelkomposition  $S_{12} = S_1 \parallel S_2$  eine Transitionsfolge der Form  $(p_1, p_2) \xRightarrow{w} (q_1, q_2)$  für ein  $w \in \Sigma_{12}^*$ . So ein Ablauf kann auf Abläufe von  $S_1$  und  $S_2$  projiziert werden. Diese Projektion erfüllen  $p_i \xRightarrow{w_i} q_i$  mit  $w|_{\Sigma_i} = w_i$  für  $i = 1, 2$ . Umgekehrt sind zwei Abläufe von  $S_1$  und  $S_2$ , die wie oben aufgebaut sind, Projektionen von Abläufen in  $S_{12}$ , die ebenfalls wie oben aufgebaut sind. Wir können nicht garantieren, dass es in  $S_{12}$  genau einen Ablauf gibt, da wir die Reihenfolge der unsynchronisierten Aktionen verändern können. Daraus folgt das folgende Lemma.

**Lemma 1.5 (Sprache der Parallelkomposition).** Für zwei komponierbare EIOs  $S_1$  und  $S_2$  gilt:

$$L_{12} := L(S_1 \parallel S_2) = L(S_1) \parallel L(S_2).$$

## *1 Definitionen und Notationen*

Dieses Lemma ist bereits in [BV14] enthalten. Hier wurde jedoch noch die Benennung der Sprache explizit definiert und es wurde keine Sprache für die Parallelkomposition mit Verbergen erwähnt.

## 2 Verfeinerung über Errortraces

In diesem Kapitel wählen wir einen optimistischen Ansatz für die Fehlererreichbarkeit. Ein Error gilt hier als erreichbar, wenn er lokal erreicht werden kann, d.h. durch lokale Aktionen. Die Menge, bestehend aus der internen Aktion  $\tau$  und den Outputaktionen, bezeichnen wir hier als lokale Aktionen. Alle Elemente aus dieser Menge können ohne weiteres Zutun von außen aufgeführt werden. Somit kann nicht beeinflusst werden ob diese Übergänge genommen werden oder nicht. Es besteht also die Möglichkeit, dass der EIO in einen Error-Zustand übergeht, sobald dieser lokal erreichbar ist. Diese Art der Erreichbarkeit von Fehler wird auch in Kapitel 3 von [BV14] dargestellt.

Neben dem hier betrachteten optimistischen Ansatz gibt es noch zwei weitere Ansätze in [BV14]. Einen hyper-optimistischen Ansatz, bei dem ein Fehler als erreichbar gilt, wenn er durch interne Aktionen erreicht werden kann, und einen pessimistischen Ansatz, bei dem ein Error als erreichbar gilt, sobald es eine Folge an Inputs und Outputs gibt, mit denen ein Error-Zustand vom Startzustand aus erreicht werden kann.

Die gleiche Betrachtung wie hier wurde bereits in [Sch12] gewählt, somit stimmen die Definitionen und Ergebnisse überein. Jedoch wurden alle Beweise unabhängig von dieser Arbeit neu geführt.

Da es in dieser Arbeit vor allem um die Erreichbarkeit und die Kommunikation zwischen EIOs geht, wurden die nächsten beiden Definitionen explizit getrennt und erweitert zu denen in [BV14]. Ebenfalls wurde die Parallelkomposition geändert, wie in [Sch12].

**Definition 2.1 (lokal errorfreie Kommunikation).** *Ein Error ist lokal erreichbar in einem EIO  $S$ , wenn  $\exists w \in O^* : q_0 \xrightarrow{w} q \in E$ .*

*Zwei EIOs  $S_1$  und  $S_2$  kommunizieren gut, wenn in ihrer Parallelkomposition  $S_1 \parallel S_2$  keine lokalen Errors erreicht werden können.*

Über der lokalen Erreichbarkeit von Fehlern können wir eine Verfeinerungsrelation definieren.

**Definition 2.2 (lokale Basisrelation).** *Für EIOs  $S_1$  und  $S_2$  mit der gleichen Signatur schreiben wir  $S_1 \sqsubseteq_E^B S_2$ , wenn ein Error in  $S_1$  nur dann lokal erreichbar ist, wenn er auch in  $S_2$  lokal erreichbar ist.*

$\sqsubseteq_E^C$  bezeichnet die vollständig abstrakte Präkongruenz von  $\sqsubseteq_E^B$  bezüglich  $\cdot \parallel \cdot$ .

Um uns nun näher mit den Präkongruenzen auseinandersetzen zu können, müssen wir bestimmte Traces aus unserer Struktur hervorheben. Die strikten Errortraces sind Wege, die direkt vom Startzustand zu einem Zustand in der Menge  $E$  führen. Da Outputs Aktionen sind, die von außen nicht verhindert werden können, benötigen wir auch noch die Menge der Traces, die zu einem Zustand führen, von dem aus mit lokalen Aktionen ein Error erreicht werden kann. Zusätzlich ist auch noch die Menge der Traces interessant,

für die es einen Input  $a \in I$  gibt, durch den sie nicht fortgesetzt werden können. Diese führen zwar nicht direkt zu einem Fehler, jedoch in Komposition mit einem anderen Transitionssystem sind dies gefährdete Stellen. Sie führen zu einem neuen Error, sobald dieser Input für die Synchronisation fehlt. Die folgenden beiden Definitionen wurden aus [BV14] übernommen.

**Definition 2.3 (Errortraces).** Sei  $S$  ein EIO und definiere:

- *strikte Errortraces:*  
 $StET(S) = \{w \in \Sigma^* \mid q_0 \xRightarrow{w} q \in E\},$
- *gekürzte Errortraces:*  
 $PrET(S) = \{prune(w) \mid w \in StET(S)\},$
- *fehlende Input-Traces:*  $MIT(S) = \{wa \in \Sigma^* \mid q_0 \xRightarrow{w} q \wedge a \in I \wedge q \not\xrightarrow{a}\}.$

In der folgenden Definition halten wir fest, was wir als Errortraces auffassen. Diese Menge ist dadurch, dass sie die fortgesetzten Traces aus  $PrET$  enthält deutlich allgemeiner wie die Menge  $StET$ . Zusätzlich definieren wir auch noch die geflutete Sprache, in der wir die Informationen aus der Sprache und den Errortraces vereinen und somit bei der Inklusion dann nicht mehr explizit unterscheiden.

**Definition 2.4 (Lokale Error Semantik).** Sei  $S$  ein EIO.

- Die Menge der Errortraces von  $S$  ist  $ET(S) := cont(PrET(S)) \cup cont(MIT(S)).$
- Die geflutete Sprache von  $S$  ist  $EL(S) := L(S) \cup ET(S).$

Für zwei EIOs  $S_1, S_2$  mit der gleichen Signatur schreiben wir  $S_1 \sqsubseteq_E S_2$ , wenn  $ET(S_1) \subseteq ET(S_2)$  und  $EL(S_1) \subseteq EL(S_2)$  gilt.

Der folgende Satz wurde in [BV14] nur für die Parallelkomposition mit verborgenen synchronisierten Aktionen formuliert, jedoch entspricht er dem analogen Satz aus [Sch12]. Da der Beweis jedoch ohne Beachtung von [Sch12] neu geführt wurde, werden hier eher auf die Erwähnung der Unterschiede zu [BV14] wert gelegt.

**Satz 2.5 (Lokale Error Semantik für Parallelkompositionen).** Für zwei kompo-nierbare EIOs  $S_1, S_2$  und  $S_{12} = S_1 \parallel S_2$ , gilt:

1.  $ET_{12} = cont(prune((ET_1 \parallel EL_2) \cup (EL_1 \parallel ET_2)))$
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  $w$  von  $ET_{12}$  zu betrachten. Dieses Element ist aufgrund der Definition der Menge der Errortraces entweder 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  $(q_{01}, q_{02}) \xrightarrow{x} (q_1, q_2) \wedge a \in I_{12} \wedge (q_1, q_2) \not\xrightarrow{a}$ . Da  $I_{12} \stackrel{\text{Def}}{=} (I_1 \setminus O_2) \cup (I_2 \setminus O_1) = (I_1 \cup I_2) \setminus (O_1 \cup O_2)$  ist  $a \in (I_1 \cup I_2)$  und  $a \notin (O_1 \cup O_2)$ . Somit müssen wir unterscheiden, ob  $a \in (I_1 \cap I_2)$  oder  $a \in (I_1 \cup I_2) \setminus (I_1 \cap I_2)$  ist. Diese Unterscheidung ist in [BV14] nicht nötig, da dort  $I_1 \cap I_2 = \emptyset$  gilt, somit gibt es dort nur den Fall 1b). Der Fall 1a) wird auch in [Sch12] behandelt.
  - Fall 1a) ( $a \in (I_1 \cap I_2)$ ): Nun können wir den Ablauf der Komposition auf die Transitionssysteme projizieren und erhalten dann oBdA  $q_{01} \xrightarrow{x_1} q_1 \not\xrightarrow{a}$  und  $q_{02} \xrightarrow{x_2} q_2 \not\xrightarrow{a}$  oder  $q_{02} \xrightarrow{x_2} q_2 \xrightarrow{a}$  mit  $x \in x_1 \| x_2$ . Daraus können wir  $x_1 a \in \text{cont}(MIT_1) \subseteq ET_1 \subseteq EL_1$  und  $x_2 a \in EL_2$  ( $x_2 a \in MIT_2$  oder  $x_2 a \in L_2$ ) folgern. Damit folgt  $w \in (x_1 \| x_2) \cdot \{a\} \subseteq (x_1 a) \| (x_2 a) \subseteq ET_1 \| EL_2$ , 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 Projektion erhalten wir:  $q_{01} \xrightarrow{x_1} q_1 \not\xrightarrow{a}$  und  $q_{02} \xrightarrow{x_2} q_2$  mit  $x \in x_1 \| x_2$ . Daraus folgt  $x_1 a \in \text{cont}(MIT_1) \subseteq ET_1$  und  $x_2 \in L_2 \subseteq EL_2$ . Somit gilt  $w \in (x_1 \| x_2) \cdot \{a\} \subseteq (x_1 a) \| x_2 \subseteq ET_1 \| EL_2$ . Dies ist eine Teilmenge der rechten Seite der Gleichung.
- Fall 2 ( $w \in PrET_{12}$ ): Durch die Definition von  $PrET$  und *prune* wissen wir, dass es ein  $v \in O_{12}^*$  gibt, so dass  $(q_{01}, q_{02}) \xrightarrow{w} (q_1, q_2) \xrightarrow{v} (q'_1, q'_2)$  gilt mit  $(q'_1, q'_2) \in E_{12}$  und  $w = \text{prune}(wv)$ . Durch Projektion erhalten wir  $q_{01} \xrightarrow{w_1} q_1 \xrightarrow{v_1} q'_1$  und  $q_{02} \xrightarrow{w_2} q_2 \xrightarrow{v_2} q'_2$  mit  $w \in w_1 \| w_2$  und  $v \in v_1 \| v_2$ . Aus  $(q'_1, q'_2) \in E_{12}$  folgt, dass es sich entweder um einen geerbten oder einen neuen Error handelt. Bei einem geerbten wäre bereits einer der beiden Zustände ein Error-Zustand gewesen. Der neue Error hingegen wäre durch die fehlende Möglichkeit entstanden eine synchronisierte Aktion auszuführen.
  - Fall 2a) (geerbter Error): OBdA  $q'_1 \in E_1$ . Daraus folgt  $w_1 v_1 \in StET_1 \subseteq \text{cont}(PrET_1) \subseteq ET_1$ . Da gilt  $q_{02} \xrightarrow{w_2 v_2}$ , erhalten wir  $w_2 v_2 \in L_2 \subseteq EL_2$ . Dadurch ergibt sich  $wv \in ET_1 \| EL_2$  mit  $w = \text{prune}(wv)$  und somit ist  $w$  in der rechten Seite der Gleichung enthalten.
  - Fall 2b) (neuer Error): OBdA  $a \in I_1 \cap O_2$  mit  $q'_1 \not\xrightarrow{a} \wedge q'_2 \xrightarrow{a}$ . 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  $wva \in ET_1 \| EL_2$ , da  $a \in O_2 \subseteq O_{12}$  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* betrachten wir auch in diesem Fall nur ein präfix-minimales Element  $x \in \text{prune}((ET_1 \parallel EL_2) \cup (EL_1 \parallel ET_2))$ . 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 gehen wir davon aus, 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  $xy \in w_1 \parallel w_2$ . In dem Punkt, dass wir das präfix-minimale Element noch mit Outputs fortsetzen können, unterscheidet sich dieser Beweis von dem in [Sch12]. Dort wird nicht weiter darauf eingegangen, dass die *prune*-Funktion hier noch zur Anwendung kommt, da wir jedoch später nur Präfixe von  $x$  betrachten werden, ist dieser Unterschied irrelevant.

Im Folgenden werden wir für alle Fälle von  $xy$  zeigen, dass es ein  $v \in$

$\text{PrET}(S_1 \parallel S_2) \cup \text{MIT}(S_1 \parallel S_2)$  gibt, das ein Präfix von  $xy$  ist und  $v$  entweder auf ein Input aus  $I_{12}$  endet oder  $v = \varepsilon$ . Da  $v$  entweder leer ist oder auf einen Input endet, muss  $v$  ein Präfix von  $x$  sein.  $\varepsilon$  ist Präfix von jedem Wort und sobald  $x$  mindestens einen Buchstaben enthält, kann  $y$  durch die Definition von *prune* nur aus Outputs besteht und somit muss das Ende von  $v$  vor dem Anfang von  $y$  liegen.  $x$  hat dadurch ein Präfix in

$\text{PrET}(S_1 \parallel S_2) \cup \text{MIT}(S_1 \parallel S_2)$ , dann ist  $x$  in der Fortsetzung dieser Menge enthalten und somit gilt  $x \in ET_{12}$ .

Sei  $v_1$  das kürzeste Präfix von  $w_1$  in

$\text{PrET}_1 \cup \text{MIT}_1$ . Falls  $w_2 \in L_2$ , so sei  $v_2 = w_2$ , sonst soll  $v_2$  das kürzeste Präfix von  $w_2$  in

$\text{PrET}_2 \cup \text{MIT}_2$  sein. Jede Aktion in  $v_1$  und  $v_2$  hängt mit einer aus  $xy$  zusammen. Wir gehen nun davon aus, dass entweder  $v_2 = w_2 \in L_2$  gilt oder die letzte Aktion von  $v_1$  findet vor oder gleichzeitig mit der letzten Aktion von  $v_2$  statt. Ansonsten endet  $v_2 \in \text{PrET}_2 \cup \text{MIT}_2$  vor  $v_1$  und somit ist dieser Fall analog zu  $v_1$  endet vor  $v_2$ .

- Fall 1 ( $v_1 = \varepsilon$ ): Dadurch dass  $\varepsilon \in \text{PrET}_1 \cup \text{MIT}_1$ , ist bereits in  $S_1$  ein Error lokal erreichbar.  $\varepsilon \in \text{MIT}_1$  ist nicht möglich, da jedes Element aus *MIT* nach Definition mindestens die Länge 1 haben muss. Wir wähle  $v'_2 = v' = \varepsilon$ , somit 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  $v_2 \in L_2$ , dann ist  $v'_2$  ein Präfix von  $v_2$ , da in diesem Fall in der Parallelkomposition kein Fehler möglich ist und somit maximal das gesamte Wort  $v_2$  bereits in  $v'$  enthalten sein kann. Falls  $v_2 \in \text{PrET}_2 \cup \text{MIT}_2$  gilt, dann ist durch die Annahme, dass  $v_2$  nicht vor  $v_1$  endet,  $v'_2$  ein Präfix von  $v_2$ . Im Fall  $v_2 \in \text{MIT}_2$  können wir durch die gleiche Argumentation ebenfalls schließen, dass  $v'_2$  ein Präfix von  $v_2$  ist. Wir wissen zusätzlich, dass  $v_2$  auf  $b \in I_2$  endet, jedoch muss nicht mehr wie in [BV14]  $b \neq a$  gelten. Wir können also keine Aussage mehr darüber treffen, ob es sich um ein echtes Präfix handelt.



In allen Fällen erhalten wir  $v'_2 = v'|_{\Sigma_2}$  ist ein Präfix von  $v_2$  und  $v' \in v_1 \| v'_2$  ist ein Präfix von  $xy$ . Da nicht mehr  $b \neq a$  gelten muss, können wir nicht mehr für alle Fälle  $q_{02} \xRightarrow{v'_2}$  folgern, wie das in [BV14] möglich war. Dies wurde auch bereits in [Sch12] festgestellt.

- Fall I ( $v_1 \in MIT_1$  und  $v_1 \neq \varepsilon$ ): Es gibt  $q_{01} \xRightarrow{v'_1} q_1 \not\xrightarrow{a}$  und sei  $v' = v''a$ . Bei der folgenden Fallunterscheidung müssen wir bezüglich [BV14] einen weiteren Fall (Ib)) einfügen, da es zulässig ist, dass  $a$  sowohl in  $I_1$ , wie auch in  $I_2$  enthalten ist.
  - Fall Ia) ( $a \notin \Sigma_2$ ): Es gilt  $q_{02} \xRightarrow{v'_2} q_2$  mit  $v'' \in v'_1 \| v'_2$ , da  $v'_2$  und  $v_2$  nicht auf  $a$  enden können. Dadurch erhalten wir  $(q_{01}, q_{02}) \xRightarrow{v''} (q_1, q_2) \not\xrightarrow{a}$  mit  $a \in I_{12}$ . Somit können wir wählen  $v := v''a = v' \in MIT_{12}$ .
  - Fall Ib) ( $a \in I_2$  und  $v'_2 \in MIT_2$ ): Es gilt  $v'_2 = v''_2 a$  mit  $q_{02} \xRightarrow{v''_2} q_2 \not\xrightarrow{a}$  und  $v'' \in v'_1 \| v''_2$ .  $a$  ist für  $S_2$ , ebenso wie für  $S_1$ , ein fehlender Input. Wir können somit schließen, dass  $(q_1, q_2) \not\xrightarrow{a}$  gilt. Wir wählen  $v := v''a = v' \in MIT_{12}$ .
  - Fall Ic) ( $a \in I_2$  und  $v'_2 \in L_2$ ): Es gilt  $q_{02} \xRightarrow{v''_2} q_2 \xrightarrow{a}$  mit  $v'_2 = v''_2 a$ . Da jedoch  $a \in Synch(S_1, S_2)$  liegt, da die Menge der synchronisierten Aktionen bezüglich [BV14] erweitert wurde, somit reicht schon, dass  $q_1 \not\xrightarrow{a}$  gilt, um folgendes schließen zu können  $(q_1, q_2) \not\xrightarrow{a}$ . Somit können wir hier  $v := v''a = v' \in MIT_{12}$  wählen.
  - Fall Id) ( $a \in O_2$ ): Es gilt  $v'_2 = v''_2 a$  und  $q_{02} \xRightarrow{v'_2}$ , da der Input  $b$  von  $v_2$  hier nicht dem  $a$  entsprechen kann. Wir erhalten also  $q_{02} \xRightarrow{v''_2} q_2 \xrightarrow{a}$  mit  $v'' \in v'_1 \| v''_2$ . Daraus ergibt sich  $(q_{01}, q_{02}) \xRightarrow{v''} (q_1, q_2)$  mit  $q_1 \not\xrightarrow{a}, a \in I_1, q_2 \xrightarrow{a}, a \in O_2$ , somit gilt  $(q_1, q_2) \in E_{12}$ . Wir wählen  $v := prune(v'') \in PrET_{12}$ .
- Fall II ( $v_1 \in PrET_1$ ):  $\exists u_1 \in O_1^* : q_{01} \xRightarrow{v_1} q_1 \xRightarrow{u_1} q'_1$  mit  $q'_1 \in E_1$ . Da wir hier keine disjunkten Inputmengen mehr haben, kann das  $a$ , auf das  $v_1$  endet ebenfalls der letzte Buchstabe von  $v_2$  sein. Im Fall von  $v_2 \in MIT_2$  kann somit  $a = b$  gelten und somit wäre  $v_2 = v'_2$ . Dieser Fall verläuft jedoch analog zu Fall Ic) und wird somit hier nicht weiter betrachtet. Dieser Unterschied zu [BV14] wurde auch bereits in [Sch12] angemerkt. Es gilt somit für alle anderen Fälle hier  $q_{02} \xRightarrow{v'_2} q_2$  mit  $(q_{01}, q_{02}) \xRightarrow{v'} (q_1, q_2)$ .
  - 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  $q_2 \xRightarrow{u_2} q'_2 \not\xrightarrow{c}$ ): Für das Präfix  $u'_1 c$  von  $u_1$  mit  $u'_1 c|_{I_2} = u_2 c$  wissen wir, dass  $q_1 \xRightarrow{u'_1} q''_1 \xrightarrow{c}$ . Somit gilt  $u'_1 \in u'_1 \| u_2$  und  $(q_1, q_2) \xRightarrow{u'_1} (q''_1, q'_2) \in E_{12}$ , da für  $S_2$  der entsprechende Input fehlt, der mit dem  $c$  Output von  $S_1$  zu koppeln wäre. Es handelt sich also um einen neuen Error. Wir wählen  $v := prune(v'u'_1) \in PrET(S_1 \| S_2)$ , dies ist ein Präfix von  $v'$ , da  $u_1 \in O_1^*$ .

- Fall IIb)  $(q_2 \xRightarrow{u_2} q'_2$  mit  $u_2 = u_1|_{I_2}$ ): Somit ist  $u_1 \in u_1 \parallel u_2$  und  $(q_1, q_2) \xRightarrow{u_1} (q'_1, q'_2) \in E_{12}$ , da  $q'_1 \in E_1$  und somit handelt es sich um einen geerbten Error. Wir wählen nun  $v := \text{prune}(v'u_1) \in \text{PrET}(S_1 \parallel S_2)$ , das wiederum ein Präfix von  $v'$  ist.

2.:

Der Beweis für diesen Punkt musste bezüglich [BV14] nicht verändert werden, bis auf die Ersetzung der Zeichen der Parallelkomposition. Somit entspricht dieser Beweis dem aus [BV14] und dem aus [Sch12].

Es ist durch die Definition klar, dass gilt  $L_i \subseteq EL_i$  und  $ET_i \subseteq EL_i$ . Wir beginnen mit der Argumentation von der rechten Seite der Gleichung aus:

$$\begin{aligned}
 & (EL_1 \parallel EL_2) \cup ET_{12} \\
 & \stackrel{2.4}{=} (L_1 \cup ET_1) \parallel (L_2 \cup ET_2) \cup ET_{12} \\
 & = \underbrace{(L_1 \parallel ET_2)}_{\substack{\subseteq (EL_1 \parallel ET_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup \underbrace{(ET_1 \parallel L_2)}_{\substack{\subseteq (ET_1 \parallel EL_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup (L_1 \parallel L_2) \cup \underbrace{(ET_1 \parallel ET_2)}_{\substack{\subseteq (EL_1 \parallel ET_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup ET_{12} \\
 & = (L_1 \parallel L_2) \cup ET_{12} \\
 & \stackrel{1.5}{=} L_{12} \cup ET_{12} \\
 & \stackrel{2.4}{=} EL_{12}
 \end{aligned}$$

□

Die folgende Proposition wurde hier noch explizit mit Beweis eingefügt im Gegensatz zu den Ausführungen in [BV14], in denen diese Präkongruenz nur als Resultat aus dem letzten Satz erwähnt wird.

**Proposition 2.6 (Präkongruenz).**  $\sqsubseteq_E$  ist eine Präkongruenz.

*Beweis.* Es muss gezeigt werden, wenn  $S_1 \sqsubseteq_E S_2$  gilt, für jedes  $S_3$  auch  $S_3 \parallel S_1 \sqsubseteq_E S_3 \parallel S_2$  gilt. D.h. es ist zu zeigen, dass aus  $ET_1 \subseteq ET_2$  und  $EL_1 \subseteq EL_2$  folgt,  $ET(S_3 \parallel S_1) \subseteq ET(S_3 \parallel S_2)$  und  $EL(S_3 \parallel S_1) \subseteq EL(S_3 \parallel S_2)$ .

- $ET(S_3 \parallel S_1) \stackrel{2.5}{=} \stackrel{1.}{=} \text{cont}(\text{prune}((ET_3 \parallel EL_1) \cup (EL_3 \parallel ET_1)))$   
 $\begin{array}{l} ET_1 \subseteq ET_2 \\ \text{und} \\ EL_1 \subseteq EL_2 \\ \subseteq \end{array} \text{cont}(\text{prune}((ET_3 \parallel EL_2) \cup (EL_3 \parallel ET_2)))$   
 $\stackrel{2.5}{=} \stackrel{1.}{=} ET(S_3 \parallel S_2)$
- $EL(S_3 \parallel S_1) \stackrel{2.5}{=} \stackrel{2.}{=} (EL_3 \parallel EL_1) \cup E_{31}$   
 $\begin{array}{l} EL_1 \subseteq EL_2 \\ \text{und} \\ ET_{31} \subseteq ET_{32} \\ \subseteq \end{array} (EL_3 \parallel EL_2) \cup ET_{32}$   
 $\stackrel{2.5}{=} \stackrel{2.}{=} EL(S_3 \parallel S_2)$

□

In [BV14] wurde auch die Verfeinerung von EIOs als Relation betrachtet mit Spezifikation und Implementierung. Hier soll ebenfalls eine Verfeinerungsrelation über EIOs betrachtet werden, jedoch in leicht abgewandelter Form, da die synchronisierten Aktionen nicht verborgen werden sollen. Dadurch ändern sich natürlich auch Teile des Beweises, vor allem muss statt mit  $StET$  mit der Menge

$PrET$  argumentiert werden. Dieses Lemma existiert in dieser Form nicht in [Sch12], da es dort mit der Aussage von Satz 2.8 kombiniert wurde. Jedoch ist die Aussage dieses Lemmas trotzdem Teil dessen, was gezeigt wird und somit finden sich die Teile dieses Beweises auch dort wieder.

**Lemma 2.7 (Verfeinerung mit Errors).** *Gegeben sind zwei EIOs  $S_1$  und  $S_2$  mit der gleichen Signatur. Wenn alle EIOs  $U$ , für die  $S_2$  und  $U$  gut kommunizieren auch  $S_1$  und  $U$  gut kommunizieren, dann verfeinert  $S_1$  den EIO  $S_2$ . Diese Verfeinerung entspricht der Relation  $\sqsubseteq_E$  von oben: Wenn  $U \parallel S_1 \sqsubseteq_E^B U \parallel S_2$  für alle  $U$ , dann gilt  $S_1 \sqsubseteq_E S_2$ .*

*Beweis.* Da  $S_1$  und  $S_2$  die gleichen Signaturen haben, definieren wir:  $I := I_1 = I_2$  und  $O := O_1 = O_2$ . Für jeden der Partner  $U$  gilt  $I_U = O$  und  $O_U = I$ .

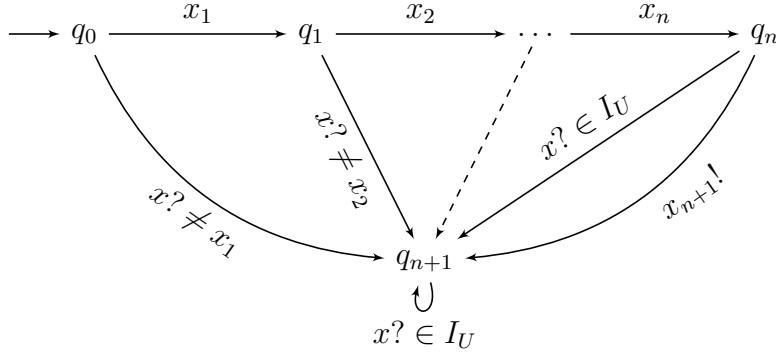
Um zu zeigen, dass  $S_1 \sqsubseteq_E S_2$  wird nachgeprüft, dass gilt:

- $ET(S_1) \subseteq ET(S_2)$ ,
- $EL(S_1) \subseteq EL(S_2)$ .

Wir wählen ein präfix-minimales Element  $w \in ET(S_1)$  und zeigen, dass dieses  $w$  oder eines seiner Präfixe in  $ET(S_2)$  enthalten ist. Dies ist möglich, da beide Mengen durch  $cont$  abgeschlossen sind.

- Fall 1 ( $w = \varepsilon$ ): Es handelt sich um einen lokal erreichbaren Error in  $S_1$ . Wir nehmen für  $U$  ein Transitionssystem, der nur aus dem Startzustand und einer Schleife für alle Inputs  $x \in I_U$  besteht. Somit kann  $S_1$  die gleichen Error-Zustände lokal erreichen wie  $U \parallel S_1$ . Daraus folgt, dass auch  $U \parallel S_2$  einen lokal erreichbaren Error-Zustand haben muss. Durch unsere Definition von  $U$  kann dieser Fehler nur von  $S_2$  geerbt werden. Es muss also in  $S_2$  ein Error-Zustand durch interne Aktionen und Outputs erreichbar sein, d.h. es gilt  $\varepsilon \in PrET(S_2)$ .
- Fall 2 ( $w = x_1 \dots x_n x_{n+1} \in \Sigma^+$  mit  $n \geq 0$  und  $x_{n+1} \in I$ ): Wir betrachten die folgenden Partner  $U$  (siehe auch Abbildung 2.1):
  - $Q_U = \{q_0, q_1, \dots, q_{n+1}\}$
  - $q_{0U} = q_0$
  - $E_U = \emptyset$

- $\delta_U = \{(q_i, x_{i+1}, q_{i+1}) \mid 0 \leq i \leq n\}$   
 $\cup \{(q_i, x, q_{n+1}) \mid x \in I_U \setminus \{x_{i+1}\}, 0 \leq i \leq n\}$   
 $\cup \{(q_{n+1}, x, q_{n+1}) \mid x \in I_U\}$


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

Wir können für  $w$  zwei Fälle unterscheiden. Beide führen zu  $\varepsilon \in \text{PrET}(U \parallel S_1)$ . Dieses Resultat unterscheidet sich von dem in [BV14], da hier die synchronisierten Aktionen als Outputs vorhanden bleiben und somit kann nicht  $\varepsilon \in$

$\text{StET}(U \parallel S_1)$  gelten.

- Fall 2a) ( $w \in \text{MIT}(S_1)$ ): In  $U \parallel S_1$  erhalten wir  $(q_0, q_0) \xrightarrow{x_1 \dots x_n} (q_n, q')$  mit  $q' \not\xrightarrow{x_{n+1}}$  und  $q_n \xrightarrow{x_{n+1}}$ . Deshalb gilt  $(q_n, q') \in E_{U \parallel S_1}$  und  $x_1 \dots x_n \in \text{StET}(U \parallel S_1)$ . Da alle Aktionen aus  $w$  bis auf  $x_{n+1}$  synchronisiert werden gilt  $x_1, \dots, x_n \in O_{U \parallel S_1}$ . Daraus ergibt sich dann  $\varepsilon \in \text{PrET}(U \parallel S_1)$ .
- Fall 2b) ( $w \in \text{PrET}(S_1)$ ): In  $U \parallel S_1$  erhalten wir  $(q_0, q_0) \xrightarrow{u} (q_{n+1}, q'') \xrightarrow{u} (q_{n+1}, q')$  für  $u \in O^*$  und  $q' \in E_1$ . Daraus folgt  $(q_{n+1}, q') \in E_{U \parallel S_1}$  und somit  $wu \in \text{StET}(U \parallel S_1)$ . Da alle Aktionen aus  $w$  synchronisiert werden gilt  $x_1, \dots, x_n, x_{n+1} \in O_{U \parallel S_1}$  und da  $u \in O^*$  folgt  $u \in O_{U \parallel S_1}^*$ . Somit ergibt sich  $\varepsilon \in \text{PrET}(U \parallel S_1)$ .

Da wir wissen, dass  $\varepsilon \in$

$\text{PrET}(U \parallel S_1)$  gilt, können wir durch  $U \parallel S_1 \sqsubseteq_E^B U \parallel S_2$  schließen, dass auch in  $U \parallel S_2$  ein Error lokal erreichbar sein muss.

Dieser Error kann geerbt oder neu sein.

- Fall 2i) (neuer Error): Da jeder Zustand von  $U$  alle Inputs  $x \in O = I_U$  zulässt, muss ein lokal erreichbarer Error einer sein, bei dem ein Output  $a \in O_U$  von  $U$  möglich ist, der nicht mit einem passenden Input aus  $S_2$  synchronisiert werden kann. Durch die Konstruktion von  $U$  sind in  $q_{n+1}$  keine Outputs möglich.

Ein neuer Error muss also die Form  $(q_i, q')$  haben mit  $i \leq n, q' \xrightarrow{x_{i+1}}$  und  $x_{i+1} \in O_U = I$ . Durch Projektion erhalten wir dann  $q_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_i} q' \xrightarrow{x_{i+1}}$  und damit gilt  $x_1 \dots x_{i+1} \in MIT(S_2) \subseteq ET(S_2)$ . Somit ist ein Präfix von  $w$  in  $ET(S_2)$  enthalten.

- Fall 2ii) (geerbter Error):  $U$  hat  $x_1 \dots x_i u$  ausgeführt mit  $u \in I_U^* = O^*$  und ebenso hat  $S_2$  diesen Weg ausgeführt. Durch dies hat  $S_2$  einen Zustand in  $E_2$  erreicht, da von  $U$  keine Fehler geerbt werden können. Es gilt dann  $prune(x_1 \dots x_i u) = prune(x_1 \dots x_i) \in PrET(S_2) \subseteq ET(S_2)$ . Da  $x_1 \dots x_i$  ein Präfix von  $w$  ist, führt auch in diesem Fall ein Präfix von  $w$  zu einem Error.

Um uns von der zweiten Inklusion zu überzeugen reicht es aufgrund der ersten Inklusion und der Definition von  $EL$ , zu zeigen, dass  $L(S_1) \setminus ET(S_1) \subseteq EL(S_2)$  gilt.

Wir nehmen uns dafür ein beliebiges  $w \in L(S_1) \setminus ET(S_1)$  und zeigen, dass es in  $EL(S_2)$  enthalten ist.

- Fall 1 ( $w = \varepsilon$ ): Da  $\varepsilon$  immer in  $EL(S_2)$  enthalten ist, haben wir hier nichts zu zeigen.
- Fall 2 ( $w = x_1 \dots x_n$  mit  $n \geq 1$ ): Wir konstruieren einen Partner  $U$  wie folgt (siehe dazu auch Abbildung 2.2):
  - $Q_U = \{q, q_0, q_1, \dots, q_n\}$
  - $q_{0U} = q_0$
  - $E_U = q_n$
  - $\delta_U = \{(q_i, x_{i+1}, q_{i+1}) \mid 0 \leq i < n\}$   
 $\cup \{(q_i, x, q) \mid x \in I_U \setminus \{x_{i+1}\}, 0 \leq i \leq n\}$   
 $\cup \{(q, x, q) \mid x \in I_U\}$

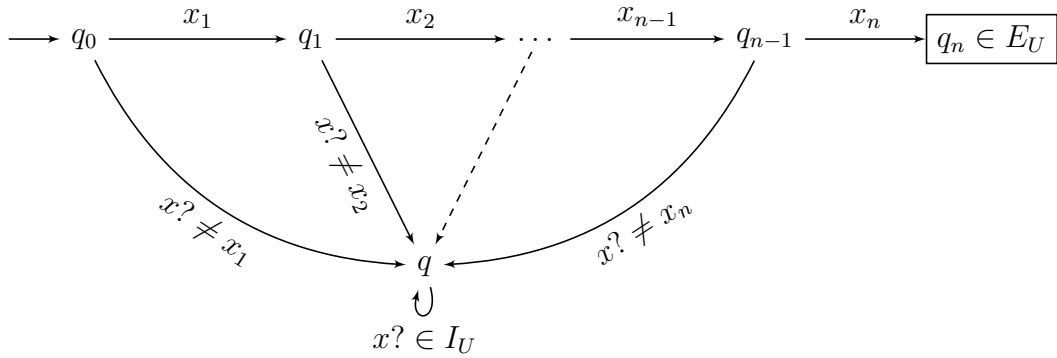


Abbildung 2.2:  $x? \neq x_i$  steht für alle  $x \in I_U \setminus \{x_i\}$ ,  $q_n$  ist der einzige Error-Zustand

Da  $q_{01} \xrightarrow{w} q'$  gilt, wissen wir, dass  $U \parallel S_1$  einen lokal erreichbaren Error hat. Somit muss  $U \parallel S_2$  ebenfalls einen lokal erreichbaren Error haben.

- Fall 2a) (neuer Error aufgrund von  $x_i \in O_U$  und  $q_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_{i-1}} q'' \not\xrightarrow{x_i}$ ): Es gilt  $x_1 \dots x_i \in MIT(S_2)$  und somit  $w \in EL(S_2)$ . Anzumerken ist, dass nur auf diesem Weg Outputs von  $U$  möglich sind, deshalb gibt es keine anderen Outputs von  $U$ , die zu einem neuen Fehler führen können.
- Fall 2b) (neuer Error aufgrund von  $a \in O_2$ ): Der einzige Zustand, in dem  $U$  nicht alle Inputs erlaubt sind, ist  $q_n$ , der bereits ein Error-Zustand ist. Falls dieser Zustand erreichbar ist in  $U \parallel S_2$ , dann besitzt der komponierte EIO einen geerbten Error und es gilt  $w \in L(S_2) \subseteq EL(S_2)$ .
- Fall 2c) (geerbter Error von  $U$ ): Da der einzige Zustand aus  $E_U$   $q_n$  ist und alle Aktionen synchronisiert sind, ist dies nur möglich, wenn gilt  $q_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_n}$ . In diesem Fall gilt, wie im letzten,  $w \in L(S_2) \subseteq EL(S_2)$ .
- Fall 2d) (geerbter Error von  $S_2$ ): Es gilt dann  $q_{02} \xrightarrow{x_1 \dots x_i u} q' \in E_2$  für  $i \geq 0$  und  $u \in O^*$ . Somit ist  $x_1 \dots x_i u \in StET(S_2)$  und damit  $prune(x_1 \dots x_i u) = prune(x_1 \dots x_i) \in PrET(S_2) \subseteq EL(S_2)$ . Somit gilt  $w \in EL(S_2)$ .

□

**Satz 2.8 (Full Abstractness für lokale Error Semanik).** Seien  $S_1$  und  $S_2$  zwei EIOs mit derselben Signatur. Dann gilt  $S_1 \sqsubseteq_E^C S_2 \Leftrightarrow S_1 \sqsubseteq_E S_2$ , insbesondere ist  $\sqsubseteq_E$  eine Präkongruenz.

*Beweis.* Wie bereits in Korollar 2.6 festgehalten, ist  $\sqsubseteq_E$  eine Präkongruenz.

„ $\Leftarrow$ “: Im Beweis von Lemma 2.7 wurde bereits festgestellt, wenn  $\varepsilon \in ET(S)$  gilt, ist ein Error lokal erreichbar in  $S$ . Somit impliziert  $S_1 \sqsubseteq_E S_2$ , dass  $\varepsilon \in ET(S_2)$  gilt, wenn  $\varepsilon \in ET(S_1)$ . Dadurch folgt ebenfalls, dass  $S_1 \sqsubseteq_E^B S_2$  gilt. Somit folgt aus  $S_1 \sqsubseteq_E S_2$  der relationale Zusammenhang  $S_1 \sqsubseteq_E^C S_2$ .

„ $\Rightarrow$ “: Durch die Definition von  $\sqsubseteq_E^C$  folgt aus  $S_1 \sqsubseteq_E^C S_2$ , dass  $U \parallel S_1 \sqsubseteq_E^C U \parallel S_2$  für alle EIOs  $U$ , die mit  $S_1$  komponierbar sind. Somit folgt auch die Gültigkeit von  $U \parallel S_1 \sqsubseteq_E^B U \parallel S_2$  für alle diese EIOs  $U$ . Mit Lemma 2.7 folgt dann  $S_1 \sqsubseteq_E S_2$ . □

Aus Satz 2.8 und Lemma 2.7 erhalten wir das folgende Korollar.

**Korollar 2.9.** Ein EIO  $S_1$  verfeinert einen EIO  $S_2$  genau dann, wenn für alle EIOs  $U$  für die  $S_2$  gut mit  $U$  kommuniziert folgt  $S_1$  kommuniziert ebenfalls gut mit  $U$ .

Dies lässt sich formal wie folgt ausdrücken:  $S_1 \sqsubseteq_E S_2 \Leftrightarrow U \parallel S_1 \sqsubseteq_E^B U \parallel S_2$  für alle Partner  $U$ .

### 3 Verfeinerung über Error- und Quiescenttraces

In diesem Kapitel werden wir und nicht nur um die Erreichbarkeit von Error-Zuständen kümmern, sondern auch um die Erreichbarkeit von Quiescent-Zuständen. Wir werden dabei ähnlich vorgehen wie im letzten Kapitel, jedoch halten wir uns als Quelle an [CJK13]. Darin werden ähnliche Konzepte beschrieben, jedoch aus Sicht der Traces.

**Definition 3.1 (Quiescent).** Ein Quiescent-Zustand ist ein Zustand in einem EIO der keine Outputs besitzt oder ein Zustand, von dem aus über eine interne Handlung  $\tau$  ein Zustand erreicht werden kann, der keine Outputs zulässt.

Somit ist die Menge der Quiescent-Zustände in einem EIO wie folgt formal definiert:  $Qui = \{q \in Q \mid q \in K \vee \exists p \in Q : q \xrightarrow{\tau} p \in K\}$  mit  $K = \{q \in Q \mid \forall a \in O : q \not\xrightarrow{a}\}$ .

Für die Erreichbarkeit verwenden wir wie im letzten Kapitel wieder den optimistischen Ansatz der lokalen Erreichbarkeit.

**Definition 3.2 (lokal error- und quiescentfreie Kommunikation).** Zwei EIOs  $S_1$  und  $S_2$  kommunizieren gut, wenn keine Errors und Quiescents lokal erreichbar sind in ihrer Parallelkomposition  $S_1 \parallel S_2$ .

**Definition 3.3 (lokale Basisrelation).** Für EIOs  $S_1$  und  $S_2$  mit der gleichen Signatur schreiben wir  $S_1 \sqsubseteq_{Qui}^B S_2$ , wenn ein Error oder Quiescent in  $S_1$  nur dann lokal erreichbar ist, wenn er auch in  $S_2$  lokal erreichbar ist.

$\sqsubseteq_{Qui}^C$  bezeichnet die vollständig abstrakte Präkongruenz von  $\sqsubseteq_{Qui}^B$  bezüglich  $\cdot \parallel \cdot$ .

**Definition 3.4 (Error und Quiescenttraces).** Sei  $S$  ein EIO und definiere:

- die Traces bezüglich Errors entsprechen denen aus 2.3,
- strickte Quiescenttraces:  $StQT(S) = \{w \in \Sigma^* \mid q_0 \xrightarrow{w} q \in Qui\}$ ,
- gekürzte Quiescenttraces:  $PrQT(S) = \{prune(w) \mid w \in StQT(S)\}$ .

**Definition 3.5 (Lokale Error und Quiescent Semantik).** Sei  $S$  ein EIO.

- Die Menge der Errortraces ist wie in 2.4 definiert.
- Die Menge der Quiescenttraces von  $S$  ist  $QT(S) = cont(PrQT(S))$ .
- Die geflutete Sprache von  $S$  ist  $QL(S) = L(S) \cup ET(S) \cup QT(S)$  und unterscheidet sich somit von der gefluteten Sprache  $EL(S)$  in 2.4.

Für zwei EIOs  $S_1, S_2$  mit der gleichen Signatur schreiben wir  $S_1 \sqsubseteq_{Qui} S_2$ , wenn  $ET(S_1) \subseteq ET(S_2)$ ,  $QT(S_1) \subseteq QT(S_2)$  und  $QL(S_1) \subseteq QL(S_2)$  gilt.

**Satz 3.6 (Lokale Error und Quiescent Semantik für Parallelkompositonen).**

Für zwei komponierbare EIOs  $S_1, S_2$  und  $S_{12} = S_1 \| S_2$  gilt:

1.  $ET_{12} = cont(prune((ET_1 \| QL_2) \cup (QL_1 \| ET_2)))$
2.  $QT_{12} = cont(prune((QT_1 \| QL_2) \cup (QL_1 \| QT_2)))$
3.  $QL_{12} = (QL_1 \| QL_2) \cup ET_{12} \cup QT_{12}$

*Beweis.*

1.:

Der Beweis dieses Punktes entspricht dem Beweis von Punkt 1. im Beweis von Satz 2.5.

2. " $\subseteq$ ":

Da hier beide Seiten unter  $cont$  abgeschlossen sind, genügt es ein präfix-minimales Element  $w \in PrQT_{12}$  zu betrachten und dessen Zugehörigkeit zur rechten Menge zu zeigen. Aufgrund von Definition 3.4 wissen wir es gibt ein  $v \in O_{12}^*$ , sodass  $(q_{01}, q_{02}) \xrightarrow{w} (q_1, q_2) \xrightarrow{v} (q'_1, q'_2)$  mit  $(q'_1, q'_2) \in Qui_{12}$  und  $w = prune(wv)$  gilt. Durch Projektion erhalten wir  $q_{01} \xrightarrow{w_1} q_1 \xrightarrow{v_1} q'_1$  und  $q_{02} \xrightarrow{w_2} q_2 \xrightarrow{v_2} q'_2$  mit  $w \in w_1 \| w_2$  und  $v \in v_1 \| v_2$ . Aus  $(q'_1, q'_2) \in Qui_{12}$  können wir folgern, dass bereits  $q'_1 \in Qui_1$  und  $q'_2 \in Qui_2$  gilt. Somit gilt  $w_1 v_1 \in StQT_1 \subseteq QT_1 \subseteq QL_1$  und  $w_2 v_2 \in StQT_2 \subseteq QT_2 \subseteq QL_2$ . Daraus folgt dann  $wv \in QT_1 \| QL_2$  mit  $w \in prune(wv)$  und somit ist  $w$  in der rechten Seiten der Gleichung enthalten.

2. " $\supseteq$ ":

Wegen der Abgeschlossenheit beider Seiten der Gleichung gegenüber  $cont$  betrachten wir auch in diesem Fall nur ein präfix-minimales Element  $x \in prune((QT_1 \| QL_2) \cup (QL_1 \| QT_2))$ . Somit können wir schließen, dass es ein  $y \in Q_{12}^*$  gibt, sodass  $xy \in (QT_1 \| QL_2) \cup (QL_1 \| QT_2)$ . OBdA gilt  $xy \in QT_1 \| QL_2$ , d.h. es existieren  $w_1 \in QT_1$  und  $w_2 \in QL_2$  mit  $xy \in w_1 \| w_2$ .

Im weiteren werden wir für alle Fälle von  $xy$  zeigen, dass es ein  $v \in PrQT_{12}$  gibt, das ein Präfix von  $xy$  ist und  $v$  entweder auf einen Input aus  $I_{12}$  endet oder  $v = \varepsilon$ . Da  $v$  entweder leer ist oder auf einen Input endet, muss  $v$  ein Präfix von  $x$  sein mit der gleichen Begründung wie im Beweis zu Satz 2.5. Somit gilt durch die Existenz dieses Präfixes von  $x$ , dass  $x \in QT_{12}$  gilt. Sei  $v_1$  das kürzeste Präfix von  $w_1$  in  $PrQT_1$ . Falls  $w_2 \in L_2$ , so sei  $v_2 = w_2$ , sonst soll  $v_2$  das kürzeste Präfix von  $w_2$  in  $PrQT_2$  sein. Jede Aktion in  $v_1$  und  $v_2$  hängt mit einer aus  $xy$  zusammen. Wir gehen nun davon aus, dass entweder  $v_2 = w_2 \in L_2$  gilt oder die letzte Aktion von  $v_1$  findet vor oder gleichzeitig mit der letzten Aktion von  $v_2$  statt. Ansonsten endet  $v_2 \in PrQT_2$  vor  $v_1$  und somit ist dieser Fall analog zu  $v_1$  endet vor  $v_2$ .

- Fall 1 ( $v_1 = \varepsilon$ ): Somit gilt  $\varepsilon \in PrQT_1$  und es ist deshalb bereits ein Quiescent-Zustand in  $S_1$  erreichbar. Wir wählen  $v'_2 = v' = \varepsilon$ , somit ist  $v'_2$  ein Präfix von  $v_2$ .



- Fall 2 ( $v_1 \neq \varepsilon$ ): Aufgrund der Definition von  $PrQT$  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  $v'_2 = v'|_{\Sigma_2}$ .  
*Fehler, ab hier geht es nicht weiter*

3.:

Es ist durch die Definition klar, dass gilt  $L_i \subseteq QL_i$ ,  $ET_i \subseteq QL_i$  und  $QT_i \subseteq QL_i$ . Wir beginnen mit der Argumentation von der rechten Seite der Gleichung aus:

$$\begin{aligned}
 & (QL_1 \parallel QL_2) \cup ET_{12} \cup QT_{12} \\
 & \stackrel{3.5}{=} (L_1 \cup ET_1 \cup QT_1) \parallel (L_2 \cup ET_2 \cup QT_2) \cup ET_{12} \cup QT_{12} \\
 & = (L_1 \parallel L_2) \cup \underbrace{(L_1 \parallel ET_2)}_{\substack{\subseteq (QL_1 \parallel ET_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup \underbrace{(L_1 \parallel QT_2)}_{\substack{\subseteq (QL_1 \parallel QT_2) \\ \stackrel{2.}{\subseteq} QT_{12}}} \cup \underbrace{(ET_1 \parallel L_2)}_{\substack{\subseteq (ET_1 \parallel QL_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup \underbrace{(ET_1 \parallel ET_2)}_{\substack{\subseteq (QL_1 \parallel ET_2) \\ \stackrel{1.}{\subseteq} ET_{12}}} \cup \underbrace{(ET_1 \parallel QT_2)}_{\substack{\subseteq (QL_1 \parallel QT_2) \\ \stackrel{2.}{\subseteq} QT_{12}}} \\
 & \quad \cup \underbrace{(QT_1 \parallel L_2)}_{\substack{\subseteq (QT_1 \parallel QL_2) \\ \stackrel{2.}{\subseteq} QT_{12}}} \cup \underbrace{(QT_1 \parallel ET_2)}_{\substack{\subseteq (QT_1 \parallel QL_2) \\ \stackrel{2.}{\subseteq} QT_{12}}} \cup \underbrace{(QT_1 \parallel QT_2)}_{\substack{\subseteq (QL_1 \parallel QT_2) \\ \stackrel{2.}{\subseteq} QT_{12}}} \cup ET_{12} \cup QT_{12} \\
 & = (L_1 \parallel L_2) \cup ET_{12} \cup QT_{12} \\
 & \stackrel{1.5}{=} L_{12} \cup ET_{12} \cup QT_{12} \\
 & \stackrel{3.5}{=} QL_{12}
 \end{aligned}$$

□

# Literaturverzeichnis

- [BV14] Ferenc Bujtor und Walter Vogler, *Error-Pruning in Interface Automata*, preprint, Universität Augsburg, 2014.
- [CJK13] Chris Chilton, Bengt Jonsson, und Marta Z. Kwiatkowska, *An Algebraic Theory of Interface Automata*, preprint, University of Oxford, 2013.
- [Sch12] Christoph Franz Schlosser, *EIO-Automaten mit Parallelkomposition ohne Internalisierung*, Bachelorarbeit, Universität Augsburg, 2012.