

SNU 4541.664A Program Analysis Note tb-3

Prof. Kwangkeun Yi

단순 타입 시스템 Simple Type System

어디보자: 타입 추론

추론 규칙의 안전성 증명

추론 규칙의 구현

어디보자: 타입 추론

- e 의 생김새마다 오직 하나의 규칙. 따라서,

$$\begin{aligned} \Gamma \vdash \lambda x.e : \tau \rightarrow \tau' &\Leftrightarrow \Gamma + x : \tau \vdash e : \tau' \\ \Gamma \vdash e e' : \tau &\Leftrightarrow \Gamma \vdash e : \tau' \rightarrow \tau \wedge \Gamma \vdash e' : \tau' \\ &\vdots \end{aligned}$$

- 주어진 e 에 대해서, $\Gamma \vdash e : \tau$ 인 τ 가 여럿가능

$$\frac{\{x : \iota\} \vdash x : \iota}{\vdash \lambda x.x : \iota \rightarrow \iota} \quad \frac{\{x : \iota \rightarrow \iota\} \vdash x : \iota \rightarrow \iota}{\vdash \lambda x.x : (\iota \rightarrow \iota) \rightarrow (\iota \rightarrow \iota)}$$

$$\frac{\frac{\vdots}{\vdash \lambda x.x + 1 : \iota \rightarrow \iota} \quad \frac{\vdots}{\vdash (\lambda y.y) 2 : \iota}}{\vdash (\lambda x.x + 1) ((\lambda y.y) 2) : \iota}$$

$$\frac{\frac{\vdots}{\vdash \lambda x.x + 1 : \iota \rightarrow \iota} \quad \frac{\frac{\vdots}{\vdash \lambda y.y : \iota \rightarrow \iota} \quad \frac{\text{!}}{\vdash \lambda z.z : \iota}}{\vdash (\lambda y.y) (\lambda z.z) : \iota}}{\vdash (\lambda x.x + 1) ((\lambda y.y) (\lambda z.z)) : \iota}$$

$$\frac{\frac{\frac{\vdots}{\{f : \tau \rightarrow \tau'\} \vdash f : \tau \rightarrow \tau'} \quad \frac{\vdots}{\{f : \tau \rightarrow \tau'\} \vdash f : \tau}}{\{f : \tau \rightarrow \tau'\} \vdash f f : \tau'} \quad \tau = \tau \rightarrow \tau'}{\vdash \lambda f.f f : (\tau \rightarrow \tau') \rightarrow \tau'}$$

추론 규칙의 안전성 증명: 추론되는 대로 실행된다

증명방법 I

- Progress: 값이 나올 때 까지 문제없이 진행한다.
 $\vdash e : \tau$ 이고 e 가 값이 아니면 반드시 $e \rightarrow e'$.
- Subject Reduction: 진행은 타입을 보존한다.
 $\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

치환 $\{v/x\}e$

프로그램 실행의 핵심: $(\lambda x.e) v \rightarrow \{v/x\}e$

$$\{v/x\}n = n$$

$$\{v/x\}x = v$$

$$\{v/x\}y = y \quad \text{if } y \neq x$$

$$\{v/x\}(e_1 + e_2) = (\{v/x\}e_1) + (\{v/x\}e_2)$$

$$\{v/x\}(e_1 e_2) = (\{v/x\}e_1) (\{v/x\}e_2)$$

$$\{v/x\}(\lambda y.e) = \lambda y.\{v/x\}e \quad \text{if } y \notin \{x\} \cup FV(v)$$

사실: 묶여있는 변수만 다른 $\lambda x.e$ 와 $\lambda x'.e'$ 는 같은 것; 서로 항상 대신할 수 있다.

- 따라서, $\{v/x\}(\lambda y.e)$ 가 항상 정의 될 수 있는 $\lambda y.e$ 라고 (즉, $y \notin \{x\} \cup FV(v)$ 라고) 간주 해도 무방.

타입이 있으면 문제없이 진행

Theorem (Progress)

$\vdash e : \tau$ 이고 e 가 값이 아니면 반드시 진행 $e \rightarrow e'$ 한다.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로. ¹

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. 따라서, 귀납 가정에 의해서,

다른 경우도 마찬가지로 증명. □

타입이 있으면 문제없이 진행

Theorem (Progress)

$\vdash e : \tau$ 이고 e 가 값이 아니면 반드시 진행 $e \rightarrow e'$ 한다.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로. ¹

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. 따라서, 귀납 가정에 의해서,

- e_1 이 값이 아니면 진행 $e_1 \rightarrow e'_1$ 하고, 이는 곧 프로그램 실행 \rightarrow 의 정의에 의해 $e_1 e_2 \rightarrow e'_1 e_2$ 과 같다.

다른 경우도 마찬가지로 증명. □

타입이 있으면 문제없이 진행

Theorem (Progress)

$\vdash e : \tau$ 이고 e 가 값이 아니면 반드시 진행 $e \rightarrow e'$ 한다.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로. ¹

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. 따라서, 귀납 가정에 의해서,

- e_1 이 값이 아니면 진행 $e_1 \rightarrow e'_1$ 하고, 이는 곧 프로그램 실행 \rightarrow 의 정의에 의해 $e_1 e_2 \rightarrow e'_1 e_2$ 과 같다.
- 마찬가지로, e_1 이 값이고 e_2 가 값이 아니라면 진행 $e_2 \rightarrow e'_2$ 하고, 이는 곧 프로그램 실행 \rightarrow 의 정의에 의해 $e_1 e_2 \rightarrow e_1 e'_2$ 과 같다.

다른 경우도 마찬가지로 증명. □

타입이 있으면 문제없이 진행

Theorem (Progress)

$\vdash e : \tau$ 이고 e 가 값이 아니면 반드시 진행 $e \rightarrow e'$ 한다.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로. ¹

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. 따라서, 귀납 가정에 의해서,

- e_1 이 값이 아니면 진행 $e_1 \rightarrow e'_1$ 하고, 이는 곧 프로그램 실행 \rightarrow 의 정의에 의해 $e_1 e_2 \rightarrow e'_1 e_2$ 과 같다.
- 마찬가지로, e_1 이 값이고 e_2 가 값이 아니라면 진행 $e_2 \rightarrow e'_2$ 하고, 이는 곧 프로그램 실행 \rightarrow 의 정의에 의해 $e_1 e_2 \rightarrow e_1 e'_2$ 과 같다.
- e_1 과 e_2 가 모두 값이라면, $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 일 수 있는 값 e_1 은 오직 $\lambda x.e'$ 경우 뿐이다. 따라서 프로그램 실행 \rightarrow 의 정의에 의해 반드시 진행 $e_1 e_2 = \lambda x.e' e_2 \rightarrow \{e_2/x\}e'$ 한다.

다른 경우도 마찬가지로 증명. □

실행은 타입을 보존

Theorem (Subject Reduction, Preservation)

$\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로 진행한다. ²

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. $e_1 e_2 \rightarrow e'$ 이라면 세가지 경우밖에 없다:



실행은 타입을 보존

Theorem (Subject Reduction, Preservation)

$\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로 진행한다. ²

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. $e_1 e_2 \rightarrow e'$ 이라면 세가지 경우밖에 없다:

- $e_1 \rightarrow e'_1$ 이라서 $e_1 e_2 \rightarrow e'_1 e_2$ 인 경우. 귀납 가정에 의해 $\vdash e'_1 : \tau' \rightarrow \tau$.
 $\vdash e_2 : \tau'$ 이므로, 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e'_1 e_2 : \tau$.



실행은 타입을 보존

Theorem (Subject Reduction, Preservation)

$\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로 진행한다. ²

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. $e_1 e_2 \rightarrow e'$ 이라면 세가지 경우밖에 없다:

- $e_1 \rightarrow e'_1$ 이라서 $e_1 e_2 \rightarrow e'_1 e_2$ 인 경우. 귀납 가정에 의해 $\vdash e'_1 : \tau' \rightarrow \tau$.
 $\vdash e_2 : \tau'$ 이므로, 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e'_1 e_2 : \tau$.
- e_1 은 값이고 $e_2 \rightarrow e'_2$ 이라서 $e_1 e_2 \rightarrow e_1 e'_2$ 인 경우. 위의 경우와 유사.



실행은 타입을 보존

Theorem (Subject Reduction, Preservation)

$\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

Proof. $\vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로 진행한다. ²

$e = e_1 e_2$ 인 경우: $\vdash e_1 e_2 : \tau$ 이므로 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 이고 $\vdash e_2 : \tau'$ 이다. $e_1 e_2 \rightarrow e'$ 이라면 세가지 경우밖에 없다:

- $e_1 \rightarrow e'_1$ 이라서 $e_1 e_2 \rightarrow e'_1 e_2$ 인 경우. 귀납 가정에 의해 $\vdash e'_1 : \tau' \rightarrow \tau$. $\vdash e_2 : \tau'$ 이므로, 타입추론 규칙에 의해 $\vdash e'_1 e_2 : \tau$.
- e_1 은 값이고 $e_2 \rightarrow e'_2$ 이라서 $e_1 e_2 \rightarrow e_1 e'_2$ 인 경우. 위의 경우와 유사.
- e_1 과 e_2 가 모두 값인 경우. $\vdash e_1 : \tau' \rightarrow \tau$ 인 값 e_1 은 타입추론 규칙에 의해 $\lambda x.e'$ 밖에는 없다. 즉, $e_1 e_2 = (\lambda x.e') v$ 이고, $(\lambda x.e') v \rightarrow \{v/x\}e'$ 이다. $\vdash \lambda x.e' : \tau' \rightarrow \tau$ 이라면 타입추론 규칙에 의했 $x : \tau' \vdash e' : \tau$ 이다. $\vdash v : \tau'$ 이므로, "Preservation under Substitution Lemma"에 의해 $\vdash \{v/x\}e' : \tau$ 이다.



치환은 타입을 보존

Theorem (Preservation under Substitution)

$\Gamma \vdash v : \tau'$ 이고 $\Gamma + x : \tau' \vdash e : \tau$ 이면 $\Gamma \vdash \{v/x\}e : \tau$.

Proof. $\Gamma + x : \tau' \vdash e : \tau$ 의 증명에 대한 귀납법으로 증명한다.

$e = \lambda y. e'$ 인 경우: 항상 $y \notin \{x\} \cup FV v$ 인 $\lambda y. e'$ 로 간주할 수 있으므로

$\{v/x\}\lambda y. e' = \lambda y. \{v/x\}e'$. 따라서, 보일 것은 $\Gamma \vdash \lambda y. \{v/x\}e' : \tau \stackrel{\text{let}}{\rightarrow} \tau_1 \rightarrow \tau_2$.

가정 $\Gamma + x : \tau' \vdash \lambda y. e' : \tau_1 \rightarrow \tau_2$ 으로부터 타입추론 규칙에 의해

$\Gamma + x : \tau' + y : \tau_1 \vdash e' : \tau_2$ 이고, $\Gamma \vdash v : \tau'$ 와 $y \notin FV(v)$ 으로부터

$\Gamma + y : \tau_1 \vdash v : \tau'^3$ 이므로, 귀납 가정에 의해 $\Gamma + y : \tau_1 \vdash \{v/x\}e' : \tau_2$. 즉,

타입추론 규칙에 의해 $\Gamma \vdash \lambda y. \{v/x\}e' : \tau_1 \rightarrow \tau_2$.

다른 경우는 더욱 단순한 귀납. □

³물타기(Weakening Lemma) 정리(정의+증명?)

증명 방법 II

다음 두개만으로도 충분:

- $e \rightarrow error$ 를 정의
- Subject Reduction:
 $\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

왜?

- 목표: 값이 아닌 식 e 가 타입이 있으면, e 가 문제없이 진행하며 끝난다면 그 타입의 값이어야.

증명 방법 II

다음 두개만으로도 충분:

- $e \rightarrow error$ 를 정의
- Subject Reduction:
 $\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

왜?

- 목표: 값이 아닌 식 e 가 타입이 있으면, e 가 문제없이 진행하며 끝난다면 그 타입의 값이어야.
- 값이 아닌 식 e 가 타입이 있다고 하자. 잘 진행하는가? 그렇다, $e \rightarrow error$ 로 진행할 수 없다. 그렇게 진행된다면 모순: "Subject Reduction Lemma"에 의해서 $error$ 가 타입이 있어야 하는데 $error$ 의 타입을 결정하는 규칙은 없다.

증명 방법 II

다음 두개만으로도 충분:

- $e \rightarrow error$ 를 정의
- Subject Reduction:
 $\vdash e : \tau$ 이고 $e \rightarrow e'$ 이면 $\vdash e' : \tau$.

왜?

- 목표: 값이 아닌 식 e 가 타입이 있으면, e 가 문제없이 진행하며 끝난다면 그 타입의 값이어야.
- 값이 아닌 식 e 가 타입이 있다고 하자. 잘 진행하는가? 그렇다, $e \rightarrow error$ 로 진행할 수 없다. 그렇게 진행된다면 모순: "Subject Reduction Lemma"에 의해서 $error$ 가 타입이 있어야 하는데 $error$ 의 타입을 결정하는 규칙은 없다.
- 그리고 진행이 타입을 항상 보존하므로, 값으로 진행이 끝나게 되면 그 값도 같은 타입.

추론 규칙의 구현

타입에 대한 연립방정식 세우고 풀기

- 타입 연립 방정식 u

$$\begin{array}{ll}
 u & \rightarrow \tau \doteq \tau & \text{타입 방정식} \\
 & | u \wedge u & \text{연립} \\
 \tau & \rightarrow \alpha & \text{타입 변수} \\
 & | \iota \mid \tau \rightarrow \tau &
 \end{array}$$

타입 연립 방정식 세우기

$$V(\Gamma, e, \tau) = u$$

이랬으면 좋은:

$$S \models V(\Gamma, e, \tau) \Leftrightarrow S\Gamma \vdash e : S\tau.$$

여기서:

“ $S \models u$ ” = “ S 는 방정식 u 의 해(*model*)”
 $S \in Subst = TyVar \xrightarrow{fin} Type$ 이고 $Type$ 은 τ 들의 집합

이때

$$\frac{S\tau_1 = S\tau_2}{S \models \tau_1 \doteq \tau_2} \quad \frac{S \models u_1 \quad S \models u_2}{S \models u_1 \wedge u_2}$$

이때

$$S\alpha = \begin{cases} \tau & \text{if } \alpha \mapsto \tau \in S \\ \alpha & \text{if } \alpha \notin \text{Dom } S \end{cases}$$

$$S\iota = \iota$$

$$S(\tau \rightarrow \tau') = (S\tau) \rightarrow (S\tau')$$

$$S\Gamma = \{x : S\tau \mid x : \tau \in \Gamma\}$$

타입 연립 방정식 세우기 $V(\Gamma, e, \tau)$

$$V(\Gamma, n, \tau) = \tau \dot{=} \iota$$

$$V(\Gamma, x, \tau) = \tau \dot{=} \tau' \quad \text{if } x : \tau' \in \Gamma$$

$$V(\Gamma, e_1 + e_2, \tau) = \tau \dot{=} \iota \wedge V(\Gamma, e_1, \iota) \wedge V(\Gamma, e_2, \iota)$$

$$V(\Gamma, \lambda x. e, \tau) = \tau \dot{=} \alpha_1 \rightarrow \alpha_2 \wedge V(\Gamma + x : \alpha_1, e, \alpha_2) \quad \text{new } \alpha_1, \alpha_2$$

$$V(\Gamma, e_1 e_2, \tau) = V(\Gamma, e_1, \alpha \rightarrow \tau) \wedge V(\Gamma, e_2, \alpha) \quad \text{new } \alpha$$

$V(\Gamma, e, \tau)$ 는 옳은가?

즉,

$$S \models V(\Gamma, e, \tau) \Leftrightarrow S\Gamma \vdash e : S\tau$$

인가?

Proof. e 의 구조에 대한 귀납법으로.

$\lambda x.e$ 인 경우: $S \models V(\Gamma, \lambda x.e, \tau)$ 은

$$\begin{aligned}
&= S \models \tau \doteq \alpha_1 \rightarrow \alpha_2 \wedge V(\Gamma + x : \alpha_1, e, \alpha_2) \quad \text{new } \alpha_1, \alpha_2 \\
&\Leftrightarrow S \models \tau \doteq \alpha_1 \rightarrow \alpha_2 \\
&\quad \wedge S \models V(\Gamma + x : \alpha_1, e, \alpha_2) \\
&\Leftrightarrow S\tau = S\alpha_1 \rightarrow S\alpha_2 \\
&\quad \wedge S\Gamma + x : S\alpha_1 \vdash e : S\alpha_2 \quad (\text{귀납가정}) \\
&\Leftrightarrow S\tau = S\alpha_1 \rightarrow S\alpha_2 \\
&\quad \wedge S\Gamma \vdash \lambda x.e : S\alpha_1 \rightarrow S\alpha_2 \\
&\Leftrightarrow S\Gamma \vdash \lambda x.e : S\tau.
\end{aligned}$$

다른 경우도 비슷하게.

연립 방정식의 해 구하기

동일화 알고리즘(*unification algorithm*):

“A Machine-Oriented Logic Based on the Resolution Principle”, J.A.Robinson, Journal of ACM, Vol.12, No.1, pp.23-41, 1965.

- 타입 방정식들($\tau \doteq \tau'$)과 해 공간(*Type*)은 위 논문의 동일화(*unification*) 알고리즘으로 풀 수 있는 클래스
- 알고리즘 \mathcal{U} 는 $T \models u$ 인 T 중에서 가장 일반적인 해(*most general unifier*)를 구해준다.
 - $\mathcal{U}(u) \stackrel{\text{let}}{=} S \models u$ 이고
 - $T \models u \Rightarrow T = RS$ 인 R 이 있다.

알고리즘 $\mathcal{U}(V(\Gamma, e, \alpha))$

$$\mathcal{U}(u) = \text{unify-all}(u, \emptyset : \text{Subst}) \quad : \text{Subst} = \text{TyVar} \xrightarrow{\text{fin}} \text{Type}$$

이고

$$\text{unify-all}(\tau \doteq \tau', S) = (\text{unify}(\tau, \tau'))S$$

$$\text{unify-all}(u \wedge u', S) = \text{let } T = \text{unify-all}(u, S) \text{ in } \text{unify-all}(Tu', T)$$

이며, 동일화(unification) 알고리즘 $\text{unify}(\tau, \tau') : \text{Subst}$ 는

$$\begin{aligned} \text{unify}(\tau, \tau) &= \emptyset \\ \text{unify}(\alpha, \tau) \text{ or } \text{unify}(\tau, \alpha) &= \begin{cases} \{\alpha \mapsto \tau\} & \text{if } \alpha \notin \tau \\ \text{fail} & \text{o.w.} \end{cases} \\ \text{unify}(\tau_1 \rightarrow \tau_2, \tau'_1 \rightarrow \tau'_2) &= \text{let } S = \text{unify}(\tau_1, \tau'_1) \\ &\quad S' = \text{unify}(S\tau_2, S\tau'_2) \\ &\quad \text{in } SS' \\ \text{unify}(-) &= \text{fail} \end{aligned}$$

알고리즘은 충실한(sound & complete) 구현

안전(sound)

$$\mathcal{U}(V(\Gamma, e, \alpha)) = S \Rightarrow S\Gamma \vdash e : S\alpha$$

완전(complete)

$$\left. \begin{array}{l} \mathcal{U}(V(\Gamma, e, \alpha)) = S \\ \wedge \Gamma' = RS\Gamma \\ \wedge \tau' = RS\alpha \end{array} \right\} \Leftarrow \Gamma' \vdash e : \tau'$$

다른 알고리즘 I: V 와 unify를 동시에

$$M : TyEnv \times Exp \times Type \rightarrow Subst$$

$$M(\Gamma, n, \tau) = \text{unify}(\iota, \tau)$$

$$M(\Gamma, x, \tau) = \text{unify}(\tau, \tau') \quad \text{if } x : \tau' \in \Gamma$$

$$M(\Gamma, \lambda x.e, \tau) = \text{let } S = \text{unify}(\alpha_1 \rightarrow \alpha_2, \tau) \quad \text{new } \alpha_1, \alpha_2 \\ S' = M(S\Gamma + x : S\alpha_1, e, S\alpha_2) \\ \text{in } S'S$$

$$M(\Gamma, e e', \tau) = \text{let } S = M(\Gamma, e, \alpha \rightarrow \tau) \quad \text{new } \alpha \\ S' = M(S\Gamma, e', S\alpha) \\ \text{in } S'S$$

$$M(\Gamma, e + e', \tau) = \text{let } S = \text{unify}(\iota, \tau) \\ S' = M(S\Gamma, e, \iota) \\ S'' = M(S'S\Gamma, e', \iota) \\ \text{in } S''S'S$$

안전(sound)

$$M(\Gamma, e, \alpha) = S \Rightarrow S\Gamma \vdash e : S\alpha$$

완전(complete)

$$\left. \begin{array}{l} M(\Gamma, e, \alpha) = S \\ \wedge \Gamma' = RST \\ \wedge \tau' = RS\alpha \end{array} \right\} \Leftarrow \Gamma' \vdash e : \tau'$$

다른 알고리즘 II: V 와 unify 를 동시에

$$W : \text{TyEnv} \times \text{Exp} \rightarrow \text{Type} \times \text{Subst}$$

$$W(\Gamma, n) = (\iota, \emptyset)$$

$$W(\Gamma, x) = (\tau, \emptyset) \quad \text{if } x : \tau \in \Gamma$$

$$W(\Gamma, \lambda x.e) = \text{let } (\tau, S) = W(\Gamma + x : \alpha, e) \quad \text{new } \alpha \\ \text{in } (S\alpha \rightarrow \tau, S)$$

$$W(\Gamma, e e') = \text{let } (\tau, S) = W(\Gamma, e) \\ (\tau', S') = W(S\Gamma, e') \\ S'' = \text{unify}(\tau' \rightarrow \alpha, S'\tau) \quad \text{new } \alpha \\ \text{in } (S''S'S, S''\alpha)$$

$$W(\Gamma, e + e') = \text{let } (\tau, S) = W(\Gamma, e) \\ S' = \text{unify}(\tau, \iota) \\ (\tau', S'') = W(S'\Gamma, e') \\ S''' = \text{unify}(\tau', \iota) \\ \text{in } (\iota, S'''S''S'S)$$

안전(*sound*)

$$W(\Gamma, e) = (\tau, S) \Rightarrow S\Gamma \vdash e : \tau$$

완전(*complete*)

$$\left. \begin{array}{l} W(\Gamma, e) = (\tau, S) \\ \wedge \Gamma' = R S\Gamma \\ \wedge \tau' = R\tau \end{array} \right\} \Leftarrow \Gamma' \vdash e : \tau'$$