

Formale Semantik

07. Getypte höherstufige λ -Sprachen

Roland Schäfer

Institut für Germanistische Sprachwissenschaft
Friedrich-Schiller-Universität Jena

Folien in Überarbeitung. Englische Teile (ab Woche 8) sind noch von 2007!
Stets aktuelle Fassungen: <https://github.com/rsling/VL-Semantik>

- 1 Einfachere Semantik
- 2 Getypte Sprachen
- 3 λ -Sprachen
- 4 Ausblick auf Quantifikation bei Montague

Kernfragen in dieser Woche

Wie unterscheidet sich Montagues System von GB-Semantik?

Wie unterscheidet sich Montagues System von GB-Semantik?
Welche Rolle spielen Typen?

Wie unterscheidet sich Montagues System von GB-Semantik?

Welche Rolle spielen Typen?

Was sind λ -Sprachen?

Und woher kennen Sie den λ -Operator eigentlich schon?

Wie unterscheidet sich Montagues System von GB-Semantik?

Welche Rolle spielen Typen?

Was sind λ -Sprachen?

Und woher kennen Sie den λ -Operator eigentlich schon?

Texte für heute: Dowty u. a. (1981: Kapitel 4) | Chierchia & McConnell-Ginet 2000: Kapitel 7

Einfachere Semantik

Montague vs. Generativismus

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax
 - ▶ Syntax und Semantik in Phrasenstrukturen

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax
 - ▶ Syntax und Semantik in Phrasenstrukturen
 - ▶ Sprache wird zu Logik durch unsichtbare Bewegung.

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax
 - ▶ Syntax und Semantik in Phrasenstrukturen
 - ▶ Sprache wird zu Logik durch unsichtbare Bewegung.
 - ▶ Semantik als eigene Repräsentationsebene

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax
 - ▶ Syntax und Semantik in Phrasenstrukturen
 - ▶ Sprache wird zu Logik durch unsichtbare Bewegung.
 - ▶ Semantik als eigene Repräsentationsebene
- Montague | Sprache ist Logik!

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax
 - ▶ Syntax und Semantik in Phrasenstrukturen
 - ▶ Sprache wird zu Logik durch unsichtbare Bewegung.
 - ▶ Semantik als eigene Repräsentationsebene
- Montague | Sprache ist Logik!
 - ▶ Direkte Interpretation von Zeichen als logische Symbole

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax
 - ▶ Syntax und Semantik in Phrasenstrukturen
 - ▶ Sprache wird zu Logik durch unsichtbare Bewegung.
 - ▶ Semantik als eigene Repräsentationsebene
- Montague | Sprache ist Logik!
 - ▶ Direkte Interpretation von Zeichen als logische Symbole
 - ▶ Logische Form (lf) als Sichtbarmachen logischer Eigenschaften

Es geht wie immer auch ohne Bewegung.

- Chierchia | auf Grundlage von GB-Syntax
 - ▶ Syntax und Semantik in Phrasenstrukturen
 - ▶ Sprache wird zu Logik durch unsichtbare Bewegung.
 - ▶ Semantik als eigene Repräsentationsebene
- Montague | Sprache ist Logik!
 - ▶ Direkte Interpretation von Zeichen als logische Symbole
 - ▶ Logische Form (lf) als Sichtbarmachen logischer Eigenschaften
 - ▶ Keine Übersetzung

Mengen, über Funktionen definiert

Mengen, über Funktionen definiert

- Große Bedeutung von Mengen in formaler Semantik

Mengen, über Funktionen definiert

- Große Bedeutung von Mengen in formaler Semantik
- Charakteristische Funktion von Mengen
 $\mathcal{S}(a) = 1$ *iff* $a \in S$, *else* 0

Mengen, über Funktionen definiert

- Große Bedeutung von Mengen in formaler Semantik
- Charakteristische Funktion von Mengen
 $\mathcal{S}(a) = 1$ *iff* $a \in S$, *else* 0
- CF als Einsortierung in ihre Menge

Mengen, über Funktionen definiert

- Große Bedeutung von Mengen in formaler Semantik
- Charakteristische Funktion von Mengen
 $\mathcal{S}(a) = 1$ *iff* $a \in S$, *else* 0
- CF als Einsortierung in ihre Menge
- CF in Mengendefinitionen
 $S = \{x : x \bmod 2 = 0\}$
 $\mathcal{S} = f(x)[x \bmod 2 = 0]$

Mengen, über Funktionen definiert

- Große Bedeutung von Mengen in formaler Semantik
- Charakteristische Funktion von Mengen
 $\mathcal{S}(a) = 1$ *iff* $a \in S$, *else* 0
- CF als Einsortierung in ihre Menge
- CF in Mengendefinitionen
 $S = \{x : x \bmod 2 = 0\}$
 $\mathcal{S} = f(x)[x \bmod 2 = 0]$
- Äquivalenz von Mengendenotation und CF-Dontation

Funktionsapplikation als allgemeiner Kompositionsmechanismus

Funktionsapplikation als allgemeiner Kompositionsmechanismus

- Etwas umständliche Interpretation mit T-Sätzen

$$\llbracket [s \text{ } NP \text{ } VP] \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1 \text{ iff } \llbracket NP \rrbracket^{\mathcal{M},g} \in \llbracket VP \rrbracket^{\mathcal{M},g}$$

Funktionsapplikation als allgemeiner Kompositionsmechanismus

- Etwas umständliche Interpretation mit T-Sätzen
 $\llbracket [s \ NP \ VP] \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ *iff* $\llbracket NP \rrbracket^{\mathcal{M},g} \in \llbracket VP \rrbracket^{\mathcal{M},g}$
- CF statt Mengen | Funktion appliziert direkt!

Funktionsapplikation als allgemeiner Kompositionsmechanismus

- Etwas umständliche Interpretation mit T-Sätzen
 $\llbracket [s \ NP \ VP] \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ iff $\llbracket NP \rrbracket^{\mathcal{M},g} \in \llbracket VP \rrbracket^{\mathcal{M},g}$
- CF statt Mengen | Funktion appliziert direkt!
 - ▶ $\llbracket Mary \rrbracket^{\mathcal{M},g} = Mary$ in \mathcal{M}

Funktionsapplikation als allgemeiner Kompositionsmechanismus

- Etwas umständliche Interpretation mit T-Sätzen

$$\llbracket [s \ NP \ VP] \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1 \text{ iff } \llbracket NP \rrbracket^{\mathcal{M},g} \in \llbracket VP \rrbracket^{\mathcal{M},g}$$

- CF statt Mengen | Funktion appliziert direkt!

- ▶ $\llbracket Mary \rrbracket^{\mathcal{M},g} = Mary \text{ in } \mathcal{M}$

- ▶ $\llbracket sleeps \rrbracket^{\mathcal{M},g}$ be the CF of the set of sleepers in \mathcal{M}

Funktionsapplikation als allgemeiner Kompositionsmechanismus

- Etwas umständliche Interpretation mit T-Sätzen

$$\llbracket [s \ NP \ VP] \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1 \text{ iff } \llbracket NP \rrbracket^{\mathcal{M},g} \in \llbracket VP \rrbracket^{\mathcal{M},g}$$

- CF statt Mengen | Funktion appliziert direkt!

- ▶ $\llbracket Mary \rrbracket^{\mathcal{M},g} = Mary \text{ in } \mathcal{M}$
- ▶ $\llbracket sleeps \rrbracket^{\mathcal{M},g}$ *be the CF of the set of sleepers in \mathcal{M}*
- ▶ $\llbracket S \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket sleeps \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket Mary \rrbracket^{\mathcal{M},g})$

Funktionsapplikation als allgemeiner Kompositionsmechanismus

- Etwas umständliche Interpretation mit T-Sätzen

$$\llbracket [s \ NP \ VP] \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1 \text{ iff } \llbracket NP \rrbracket^{\mathcal{M},g} \in \llbracket VP \rrbracket^{\mathcal{M},g}$$

- CF statt Mengen | Funktion appliziert direkt!

- ▶ $\llbracket Mary \rrbracket^{\mathcal{M},g} = Mary$ in \mathcal{M}
- ▶ $\llbracket sleeps \rrbracket^{\mathcal{M},g}$ be the CF of the set of sleepers in \mathcal{M}
- ▶ $\llbracket S \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket sleeps \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket Mary \rrbracket^{\mathcal{M},g})$
- ▶ Kein Bedarf an T-Sätzen

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

- Funktionen Definitionsbereich $S_1 \rightarrow$ Wertebereich S_2 | $S_2^{S_1}$
 $S_2^{S_1}$ | Die Menge aller Funktionen von S_1 zu S_2

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

- Funktionen Definitionsbereich $S_1 \rightarrow$ Wertebereich S_2 | $S_2^{S_1}$
 $S_2^{S_1}$ | Die Menge aller Funktionen von S_1 zu S_2
- Beispiel | Einstellige und Zweistellige Prädikate

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

- Funktionen Definitionsbereich $S_1 \rightarrow$ Wertebereich S_2 | $S_2^{S_1}$
 $S_2^{S_1}$ | Die Menge aller Funktionen von S_1 zu S_2
- Beispiel | Einstellige und Zweistellige Prädikate
 - ▶ $T = \{0, 1\}$ | Wahrheitswerte

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

- Funktionen Definitionsbereich $S_1 \rightarrow$ Wertebereich S_2 | $S_2^{S_1}$
 $S_2^{S_1}$ | Die Menge aller Funktionen von S_1 zu S_2
- Beispiel | Einstellige und Zweistellige Prädikate
 - ▶ $T = \{0, 1\}$ | Wahrheitswerte
 - ▶ D | Diskursuniversum (Menge aller Individuen)

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

- Funktionen Definitionsbereich $S_1 \rightarrow$ Wertebereich S_2 | $S_2^{S_1}$
 $S_2^{S_1}$ | Die Menge aller Funktionen von S_1 zu S_2
- Beispiel | Einstellige und Zweistellige Prädikate
 - ▶ $T = \{0, 1\}$ | Wahrheitswerte
 - ▶ D | Diskursuniversum (Menge aller Individuen)
 - ▶ $D \times D$ | Menge aller 2-Tupel von Individuen

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

- Funktionen Definitionsbereich $S_1 \rightarrow$ Wertebereich S_2 | $S_2^{S_1}$
 $S_2^{S_1}$ | Die Menge aller Funktionen von S_1 zu S_2
- Beispiel | Einstellige und Zweistellige Prädikate
 - ▶ $T = \{0, 1\}$ | Wahrheitswerte
 - ▶ D | Diskursuniversum (Menge aller Individuen)
 - ▶ $D \times D$ | Menge aller 2-Tupel von Individuen
 - ▶ T^D | Menge aller Funktionen von Individuen zu Wahrheitswerten
Menge der CFs aller einstelligen Prädikate

Funktionen von Mengen von (Tupeln von) Individuen zu Ausdrücken usw.

- Funktionen Definitionsbereich $S_1 \rightarrow$ Wertebereich S_2 | $S_2^{S_1}$
 $S_2^{S_1}$ | Die Menge aller Funktionen von S_1 zu S_2
- Beispiel | Einstellige und Zweistellige Prädikate
 - ▶ $T = \{0, 1\}$ | Wahrheitswerte
 - ▶ D | Diskursuniversum (Menge aller Individuen)
 - ▶ $D \times D$ | Menge aller 2-Tupel von Individuen
 - ▶ T^D | Menge aller Funktionen von Individuen zu Wahrheitswerten
Menge der CFs aller einstelligen Prädikate
 - ▶ $T^{D \times D}$ | Menge aller Funktionen von 2-Tupeln von Individuen zu Wahrheitswerten
Menge der CFs aller zweistelligen Prädikate

Getypte Sprachen

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken
- Einfache Typen

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken
- Einfache Typen
 - ▶ Terme | $\langle e \rangle$

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken
- Einfache Typen
 - ▶ Terme | $\langle e \rangle$
 - ▶ Wffs/Formeln | $\langle t \rangle$ | Ersetzt Startsymbol S der PSG!

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken
- Einfache Typen
 - ▶ Terme | $\langle e \rangle$
 - ▶ Wffs/Formeln | $\langle t \rangle$ | Ersetzt Startsymbol S der PSG!
- Komplexe/funktionale Typen

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken
- Einfache Typen
 - ▶ Terme | $\langle e \rangle$
 - ▶ Wffs/Formeln | $\langle t \rangle$ | Ersetzt Startsymbol S der PSG!
- Komplexe/funktionale Typen
 - ▶ Einstellige Prädikate | $\langle e, t \rangle$

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken
- Einfache Typen
 - ▶ Terme | $\langle e \rangle$
 - ▶ Wffs/Formeln | $\langle t \rangle$ | Ersetzt Startsymbol S der PSG!
- Komplexe/funktionale Typen
 - ▶ Einstellige Prädikate | $\langle e, t \rangle$
 - ▶ Zweistellige Prädikate | $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$

Kein Bedarf an Phrasenkategorien

Logik hat bereits Typensysteme, um Syntax zu strukturieren!

- L_{Type} | Prädikatenlogik L_1 plus Typen
- Typen | Semantisch fundierte Klassen von Ausdrücken
- Einfache Typen
 - ▶ Terme | $\langle e \rangle$
 - ▶ Wffs/Formeln | $\langle t \rangle$ | Ersetzt Startsymbol S der PSG!
- Komplexe/funktionale Typen
 - ▶ Einstellige Prädikate | $\langle e, t \rangle$
 - ▶ Zweistellige Prädikate | $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$
- Allgemein | $\langle \sigma, \tau \rangle$ -Ausdrücke denotieren Funktionen von Denotaten von $\langle \sigma \rangle$ -Ausdrücken zu Denotaten von $\langle \tau \rangle$ -Ausdrücken.

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$
 - ▶ $D_{\langle t \rangle} = \{0, 1\}$

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$
 - ▶ $D_{\langle t \rangle} = \{0, 1\}$
- Komplexe Typen | Rekursiv definierte Denotate

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$
 - ▶ $D_{\langle t \rangle} = \{0, 1\}$
- Komplexe Typen | Rekursiv definierte Denotate
 - ▶

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$
 - ▶ $D_{\langle t \rangle} = \{0, 1\}$
- Komplexe Typen | Rekursiv definierte Denotate
 - ▶ Allgemein | $D_{\langle \alpha, \beta \rangle} = D_{\langle \beta \rangle}^{D_{\langle \alpha \rangle}}$

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$
 - ▶ $D_{\langle t \rangle} = \{0, 1\}$
- Komplexe Typen | Rekursiv definierte Denotate
 - ▶
 - ▶ Allgemein | $D_{\langle \alpha, \beta \rangle} = D_{\langle \beta \rangle}^{D_{\langle \alpha \rangle}}$
 - ▶ Einstellige Prädikate | $D_{\langle e, t \rangle} = D_{\langle t \rangle}^{D_{\langle e \rangle}}$

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$
 - ▶ $D_{\langle t \rangle} = \{0, 1\}$
- Komplexe Typen | Rekursiv definierte Denotate
 - ▶ Allgemein | $D_{\langle \alpha, \beta \rangle} = D_{\langle \beta \rangle}^{D_{\langle \alpha \rangle}}$
 - ▶ Einstellige Prädikate | $D_{\langle e, t \rangle} = D_{\langle t \rangle}^{D_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ Zweistellige Prädikate | $D_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle} = (D_{\langle t \rangle}^{D_{\langle e \rangle}})^{D_{\langle e \rangle}}$

Homogenes Diskursuniversum D (auch U und bei Dowty u. a. 1981 A)

- Allgemein D_α | Menge von Denotaten von Ausdrücken des Typs α
- Einfache Typen
 - ▶ $D_{\langle e \rangle} = U$
 - ▶ $D_{\langle t \rangle} = \{0, 1\}$
- Komplexe Typen | Rekursiv definierte Denotate
 - ▶ Allgemein | $D_{\langle \alpha, \beta \rangle} = D_{\langle \beta \rangle}^{D_{\langle \alpha \rangle}}$
 - ▶ Einstellige Prädikate | $D_{\langle e, t \rangle} = D_{\langle t \rangle}^{D_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ Zweistellige Prädikate | $D_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle} = (D_{\langle t \rangle}^{D_{\langle e \rangle}})^{D_{\langle e \rangle}}$
- Interpretation weiterhin durch V, g

Komplexe Typen für Funktionen und FA

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

- Beispiel für Saturierung durch Funktionsapplikation (FA)

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

- Beispiel für Saturierung durch Funktionsapplikation (FA)
 - ▶ Wenn P vom Typ $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$, Q vom Typ $\langle e, t \rangle$ und x, y vom Typ $\langle e \rangle$

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

- Beispiel für Saturierung durch Funktionsapplikation (FA)
 - ▶ Wenn P vom Typ $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$, Q vom Typ $\langle e, t \rangle$ und x, y vom Typ $\langle e \rangle$
 - ▶ dann ist $Q(x)$ vom Typ $\langle t \rangle$

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

- Beispiel für Saturierung durch Funktionsapplikation (FA)
 - ▶ Wenn P vom Typ $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$, Q vom Typ $\langle e, t \rangle$ und x, y vom Typ $\langle e \rangle$
 - ▶ dann ist $Q(x)$ vom Typ $\langle t \rangle$
 - ▶ und $P(x)$ vom Typ $\langle e, t \rangle$ sowie $P(x)(y)$ vom Typ $\langle t \rangle$

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

- Beispiel für Saturierung durch Funktionsapplikation (FA)
 - ▶ Wenn P vom Typ $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$, Q vom Typ $\langle e, t \rangle$ und x, y vom Typ $\langle e \rangle$
 - ▶ dann ist $Q(x)$ vom Typ $\langle t \rangle$
 - ▶ und $P(x)$ vom Typ $\langle e, t \rangle$ sowie $P(x)(y)$ vom Typ $\langle t \rangle$
- Funktionale Typen von Funktoren

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

- Beispiel für Saturierung durch Funktionsapplikation (FA)
 - ▶ Wenn P vom Typ $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$, Q vom Typ $\langle e, t \rangle$ und x, y vom Typ $\langle e \rangle$
 - ▶ dann ist $Q(x)$ vom Typ $\langle t \rangle$
 - ▶ und $P(x)$ vom Typ $\langle e, t \rangle$ sowie $P(x)(y)$ vom Typ $\langle t \rangle$
- Funktionale Typen von Funktoren
 - ▶ Negation \neg | Typ $\langle t, t \rangle$

$\langle\sigma\rangle$ -Ausdrücke saturieren $\langle\sigma, \tau\rangle$ -Ausdrücke zu $\langle\tau\rangle$ -Ausdrücken.

- Beispiel für Saturierung durch Funktionsapplikation (FA)
 - ▶ Wenn P vom Typ $\langle e, \langle e, t \rangle \rangle$, Q vom Typ $\langle e, t \rangle$ und x, y vom Typ $\langle e \rangle$
 - ▶ dann ist $Q(x)$ vom Typ $\langle t \rangle$
 - ▶ und $P(x)$ vom Typ $\langle e, t \rangle$ sowie $P(x)(y)$ vom Typ $\langle t \rangle$
- Funktionale Typen von Funktoren
 - ▶ Negation $\neg \mid \text{Typ } \langle t, t \rangle$
 - ▶ Andere Funktoren $\wedge, \vee, \rightarrow, \leftrightarrow \mid \text{Typ } \langle t, \langle t, t \rangle \rangle$

Wirklich keine T-Sätze mehr!

Wirklich keine T-Sätze mehr!

- Semantik für $\langle e \rangle$ -Typen (Terme)

$$\llbracket a_n \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(a_n)$$

$$\llbracket x_n \rrbracket^{\mathcal{M},g} = g(x_n)$$

Wirklich keine T-Sätze mehr!

- Semantik für $\langle e \rangle$ -Typen (Terme)

$$\llbracket a_n \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(a_n)$$

$$\llbracket x_n \rrbracket^{\mathcal{M},g} = g(x_n)$$

- Ansonsten nur FA

$$\llbracket \delta(\alpha) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \delta \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g})$$

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.
- *ME* ist die Menge aller bedeutungsvollen Ausdrücke

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.
- *ME* ist die Menge aller bedeutungsvollen Ausdrücke
 - ▶ ME_σ ist die Menge der Ausdrücke vom Typ σ | $ME = \bigcup ME_\sigma$ mit $\sigma \in \textit{Type}$

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.
- *ME* ist die Menge aller bedeutungsvollen Ausdrücke
 - ▶ ME_σ ist die Menge der Ausdrücke vom Typ σ | $ME = \bigcup ME_\sigma$ mit $\sigma \in \textit{Type}$
 - ▶ *Ty* ist eine Funktion von Ausdrücken zu ihren Typen | $Ty(a) = \sigma$ iff $a \in ME_\sigma$

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.
- *ME* ist die Menge aller bedeutungsvollen Ausdrücke
 - ▶ ME_σ ist die Menge der Ausdrücke vom Typ σ | $ME = \bigcup ME_\sigma$ mit $\sigma \in \textit{Type}$
 - ▶ *Ty* ist eine Funktion von Ausdrücken zu ihren Typen | $Ty(a) = \sigma$ iff $a \in ME_\sigma$
- Höhere Ordnung | Variablen über Ausdrücke von funktionalen Typen

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.
- *ME* ist die Menge aller bedeutungsvollen Ausdrücke
 - ▶ ME_σ ist die Menge der Ausdrücke vom Typ σ | $ME = \bigcup ME_\sigma$ mit $\sigma \in \textit{Type}$
 - ▶ *Ty* ist eine Funktion von Ausdrücken zu ihren Typen | $Ty(a) = \sigma$ iff $a \in ME_\sigma$
- Höhere Ordnung | Variablen über Ausdrücke von funktionalen Typen
 - ▶ $P_{\langle e, t \rangle}$ und $Q_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$ | Bekannte Konstanten höherer (=funktionaler) Typen

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \textit{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \textit{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.
- *ME* ist die Menge aller bedeutungsvollen Ausdrücke
 - ▶ ME_σ ist die Menge der Ausdrücke vom Typ σ | $ME = \bigcup ME_\sigma$ mit $\sigma \in \textit{Type}$
 - ▶ *Ty* ist eine Funktion von Ausdrücken zu ihren Typen | $Ty(a) = \sigma$ iff $a \in ME_\sigma$
- Höhere Ordnung | Variablen über Ausdrücke von funktionalen Typen
 - ▶ $P_{\langle e, t \rangle}$ und $Q_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$ | Bekannte Konstanten höherer (=funktionaler) Typen
 - ▶ Parallel $v_{n_{\langle e, t \rangle}}$ | Die n-te Variable über einstellige Prädikate

Sprache höherer Ordnung = Sprache mit Variablen über höhere Typen $\langle \sigma, \tau \rangle$

- *Type* ist die Menge aller Typen
 - ▶ $\langle e \rangle, \langle t \rangle \in \text{Type}$
 - ▶ Wenn $\langle \sigma \rangle, \langle \tau \rangle \in \text{Type}$, dann $\langle \sigma, \tau \rangle \in \text{Type}$
 - ▶ Nichts sonst ist in *Type*.
- *ME* ist die Menge aller bedeutungsvollen Ausdrücke
 - ▶ ME_σ ist die Menge der Ausdrücke vom Typ σ | $ME = \bigcup ME_\sigma$ mit $\sigma \in \text{Type}$
 - ▶ *Ty* ist eine Funktion von Ausdrücken zu ihren Typen | $Ty(a) = \sigma$ iff $a \in ME_\sigma$
- Höhere Ordnung | Variablen über Ausdrücke von funktionalen Typen
 - ▶ $P_{\langle e, t \rangle}$ und $Q_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$ | Bekannte Konstanten höherer (=funktionaler) Typen
 - ▶ Parallel $v_{n_{\langle e, t \rangle}}$ | Die n-te Variable über einstellige Prädikate
 - ▶ Damit möglich $M = \{v_{1_{\langle e, t \rangle}} : \llbracket v_{1_{\langle e, t \rangle}}(m) \rrbracket = 1\}$
Wenn $\llbracket m \rrbracket = \text{Maria}$, dann ist *M* die Menge von Marias Eigenschaften!

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken
 - ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken

- ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
- ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken

- ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
- ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
- ▶ Wenn $\alpha \in \langle a, b \rangle$ und $\beta \in a$ dann $\llbracket \alpha(\beta) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \beta \rrbracket^{\mathcal{M},g})$

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken
 - ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Wenn $\alpha \in \langle a, b \rangle$ und $\beta \in a$ dann $\llbracket \alpha(\beta) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \beta \rrbracket^{\mathcal{M},g})$
- Logische Konstanten (Typen $\langle t, t \rangle$ und $\langle t, \langle t, t \rangle \rangle$) denotieren Funktionen in $\{0, 1\}$.

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken
 - ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Wenn $\alpha \in \langle a, b \rangle$ und $\beta \in a$ dann $\llbracket \alpha(\beta) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \beta \rrbracket^{\mathcal{M},g})$
- Logische Konstanten (Typen $\langle t, t \rangle$ und $\langle t, \langle t, t \rangle \rangle$) denotieren Funktionen in $\{0, 1\}$.
- Quantoren

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken
 - ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Wenn $\alpha \in \langle a, b \rangle$ und $\beta \in a$ dann $\llbracket \alpha(\beta) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \beta \rrbracket^{\mathcal{M},g})$
- Logische Konstanten (Typen $\langle t, t \rangle$ und $\langle t, \langle t, t \rangle \rangle$) denotieren Funktionen in $\{0, 1\}$.
- Quantoren
 - ▶ Für Variable $v_{1_{\langle \alpha \rangle}}$ und Wff $\phi \in ME_t$ ist $\llbracket (\forall v_1)\phi \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ gdw

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken
 - ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Wenn $\alpha \in \langle a, b \rangle$ und $\beta \in a$ dann $\llbracket \alpha(\beta) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \beta \rrbracket^{\mathcal{M},g})$
- Logische Konstanten (Typen $\langle t, t \rangle$ und $\langle t, \langle t, t \rangle \rangle$) denotieren Funktionen in $\{0, 1\}$.
- Quantoren
 - ▶ Für Variable $v_{1_{\langle \alpha \rangle}}$ und Wff $\phi \in ME_t$ ist $\llbracket (\forall v_1)\phi \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ gdw für alle $a \in D_\alpha$ $\llbracket \phi \rrbracket^{\mathcal{M},g[a/v_1]} = 1$

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken
 - ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Wenn $\alpha \in \langle a, b \rangle$ und $\beta \in a$ dann $\llbracket \alpha(\beta) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \beta \rrbracket^{\mathcal{M},g})$
- Logische Konstanten (Typen $\langle t, t \rangle$ und $\langle t, \langle t, t \rangle \rangle$) denotieren Funktionen in $\{0, 1\}$.
- Quantoren
 - ▶ Für Variable $v_{1_{\langle \alpha \rangle}}$ und Wff $\phi \in ME_t$ ist $\llbracket (\forall v_1)\phi \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ gdw für alle $a \in D_\alpha$ $\llbracket \phi \rrbracket^{\mathcal{M},g[a/v_1]} = 1$
 - ▶ Für Variable $v_{1_{\langle \alpha \rangle}}$ und Wff $\phi \in ME_t$ ist $\llbracket (\exists v_1)\phi \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ gdw

Zusammenfassung | Die Semantik reduziert sich auf FA und Variablenauswertung.

- Interpretation von Termen und Funktionsausdrücken
 - ▶ Nicht-logische Konstanten | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Variablen | $\alpha: \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g} = V(\alpha)$
 - ▶ Wenn $\alpha \in \langle a, b \rangle$ und $\beta \in a$ dann $\llbracket \alpha(\beta) \rrbracket^{\mathcal{M},g} = \llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M},g}(\llbracket \beta \rrbracket^{\mathcal{M},g})$
- Logische Konstanten (Typen $\langle t, t \rangle$ und $\langle t, \langle t, t \rangle \rangle$) denotieren Funktionen in $\{0, 1\}$.
- Quantoren
 - ▶ Für Variable $v_{1_{\langle \alpha \rangle}}$ und Wff $\phi \in ME_t$ ist $\llbracket (\forall v_1)\phi \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ gdw für alle $a \in D_\alpha$ $\llbracket \phi \rrbracket^{\mathcal{M},g[a/v_1]} = 1$
 - ▶ Für Variable $v_{1_{\langle \alpha \rangle}}$ und Wff $\phi \in ME_t$ ist $\llbracket (\exists v_1)\phi \rrbracket^{\mathcal{M},g} = 1$ gdw für mindestens ein $a \in D_\alpha$ $\llbracket \phi \rrbracket^{\mathcal{M},g[a/v_1]} = 1$

$$\forall v_{0_{\langle e,t \rangle}} \left[v_{0_{\langle e,t \rangle}}(j) \rightarrow v_{0_{\langle e,t \rangle}}(d) \right]$$

$$\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[v_{0\langle e,t \rangle}(j) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(d) \right]$$

- Eine quantifizierbare Variable vom Typ $\langle e, t \rangle$ | $v_{0\langle e,t \rangle}$

$$\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[v_{0\langle e,t \rangle}(j) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(d) \right]$$

- Eine quantifizierbare Variable vom Typ $\langle e, t \rangle$ | $v_{0\langle e,t \rangle}$
- Zwei Individuenkonstanten | $j, d \in ME_{\langle e \rangle}$ z. B. John und Dorothy

$$\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[v_{0\langle e,t \rangle}(j) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(d) \right]$$

- Eine quantifizierbare Variable vom Typ $\langle e, t \rangle$ | $v_{0\langle e,t \rangle}$
- Zwei Individuenkonstanten | $j, d \in ME_{\langle e \rangle}$ z. B. John und Dorothy
- *Für alle einstelligen Prädikate gilt: Wenn j die vom Prädikat beschriebene Eigenschaft hat, hat d auch diese Eigenschaft.*

$$\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[v_{0\langle e,t \rangle}(j) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(d) \right]$$

- Eine quantifizierbare Variable vom Typ $\langle e, t \rangle$ | $v_{0\langle e,t \rangle}$
- Zwei Individuenkonstanten | $j, d \in ME_{\langle e \rangle}$ z. B. John und Dorothy
- *Für alle einstelligen Prädikate gilt: Wenn j die vom Prädikat beschriebene Eigenschaft hat, hat d auch diese Eigenschaft.*
- Wann ist diese Wff wahr?

$$\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[v_{0\langle e,t \rangle}(j) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(d) \right]$$

- Eine quantifizierbare Variable vom Typ $\langle e, t \rangle$ | $v_{0\langle e,t \rangle}$
- Zwei Individuenkonstanten | $j, d \in ME_{\langle e \rangle}$ z. B. John und Dorothy
- *Für alle einstelligen Prädikate gilt: Wenn j die vom Prädikat beschriebene Eigenschaft hat, hat d auch diese Eigenschaft.*
- Wann ist diese Wff wahr?
 - ▶ Wenn j und d alle benennbaren Eigenschaften teilen?

$$\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[v_{0\langle e,t \rangle}(j) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(d) \right]$$

- Eine quantifizierbare Variable vom Typ $\langle e, t \rangle$ | $v_{0\langle e,t \rangle}$
- Zwei Individuenkonstanten | $j, d \in ME_{\langle e \rangle}$ z. B. John und Dorothy
- *Für alle einstelligen Prädikate gilt: Wenn j die vom Prädikat beschriebene Eigenschaft hat, hat d auch diese Eigenschaft.*
- Wann ist diese Wff wahr?
 - ▶ Wenn j und d alle benennbaren Eigenschaften teilen?
 - ▶ Eine Eigenschaft jedes Objekts |
CF der Menge $\{x : x \text{ is the sole member of this set}\}$ (union set)

$$\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[v_{0\langle e,t \rangle}(j) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(d) \right]$$

- Eine quantifizierbare Variable vom Typ $\langle e, t \rangle$ | $v_{0\langle e,t \rangle}$
- Zwei Individuenkonstanten | $j, d \in ME_{\langle e \rangle}$ z. B. John und Dorothy
- *Für alle einstelligen Prädikate gilt: Wenn j die vom Prädikat beschriebene Eigenschaft hat, hat d auch diese Eigenschaft.*
- Wann ist diese Wff wahr?
 - ▶ Wenn j und d alle benennbaren Eigenschaften teilen?
 - ▶ Eine Eigenschaft jedes Objekts |
CF der Menge $\{x : x \text{ is the sole member of this set}\}$ (union set)
 - ▶ Einzige Möglichkeit für Wahrheit der Wff also $j=d$

Beispiel | Wortbildung mit Präfix *non*

Beispiel | Wortbildung mit Präfix *non*

non in Sätzen wie *This function is non-continuous.*

non in Sätzen wie *This function is non-continuous*.

- Produktives Suffix im Englischen, wie *nicht-* im Deutschen

non in Sätzen wie *This function is non-continuous*.

- Produktives Suffix im Englischen, wie *nicht-* im Deutschen
- Bedeutungsbeitrag | Invertiert die CF eines Adjektivs

non in Sätzen wie *This function is non-continuous*.

- Produktives Suffix im Englischen, wie *nicht-* im Deutschen
- Bedeutungsbeitrag | Invertiert die CF eines Adjektivs
- Komplementbildung der Ursprungsmenge in $D_{\langle e,t \rangle}$

non in Sätzen wie *This function is non-continuous*.

- Produktives Suffix im Englischen, wie *nicht-* im Deutschen
- Bedeutungsbeitrag | Invertiert die CF eines Adjektivs
- Komplementbildung der Ursprungsmenge in $D_{\langle e,t \rangle}$
- Syntax und Semantik von *non*

non in Sätzen wie *This function is non-continuous*.

- Produktives Suffix im Englischen, wie *nicht-* im Deutschen
- Bedeutungsbeitrag | Invertiert die CF eines Adjektivs
- Komplementbildung der Ursprungsmenge in $D_{\langle e, t \rangle}$
- Syntax und Semantik von *non*
 - ▶ Adjektiv *continuous* | Typ $\langle e, t \rangle$

non in Sätzen wie *This function is non-continuous*.

- Produktives Suffix im Englischen, wie *nicht-* im Deutschen
- Bedeutungsbeitrag | Invertiert die CF eines Adjektivs
- Komplementbildung der Ursprungsmenge in $D_{\langle e, t \rangle}$
- Syntax und Semantik von *non*
 - ▶ Adjektiv *continuous* | Typ $\langle e, t \rangle$
 - ▶ Typ von *non* | In: Adjektiv / Out: Adjektiv | $\langle \langle e, t \rangle, \langle e, t \rangle \rangle$

non in Sätzen wie *This function is non-continuous*.

- Produktives Suffix im Englischen, wie *nicht-* im Deutschen
- Bedeutungsbeitrag | Invertiert die CF eines Adjektivs
- Komplementbildung der Ursprungsmenge in $D_{\langle e, t \rangle}$
- Syntax und Semantik von *non*
 - ▶ Adjektiv *continuous* | Typ $\langle e, t \rangle$
 - ▶ Typ von *non* | In: Adjektiv / Out: Adjektiv | $\langle \langle e, t \rangle, \langle e, t \rangle \rangle$
 - ▶ $\llbracket non \rrbracket^{\mathcal{M}, g} = h$ s. t. $h \in D_{\langle \langle e, t \rangle, \langle e, t \rangle \rangle}$ and for every $k \in D_{\langle e, t \rangle}$ and every $d \in D_{\langle e \rangle}$
 $(h(k))(d) = 1$ iff $k(d) = 0$ and $(h(k))(d) = 0$ iff $k(d) = 1$

Optionale Argumente wie in *I eat.* oder *Vanity kills.*

Optionale Argumente wie in *I eat.* oder *Vanity kills.*

- Zweistellige Verben wie *eat* in $ME_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$

Optionale Argumente wie in *I eat.* oder *Vanity kills.*

- Zweistellige Verben wie *eat* in $ME_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$
- Aus einem zweistelligen Verb ein einstelliges machen

Optionale Argumente wie in *I eat.* oder *Vanity kills.*

- Zweistellige Verben wie *eat* in $ME_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$
- Aus einem zweistelligen Verb ein einstelliges machen
 - ▶ Phonologisch leere lexikalische Konstante | $R_0 \in ME_{\langle \langle e, \langle e, t \rangle \rangle, \langle e, t \rangle \rangle}$
Ähnlich wie lexikalische Regeln in HPSG

Optionale Argumente wie in *I eat.* oder *Vanity kills.*

- Zweistellige Verben wie *eat* in $ME_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$
- Aus einem zweistelligen Verb ein einstelliges machen
 - ▶ Phonologisch leere lexikalische Konstante | $R_0 \in ME_{\langle \langle e, \langle e, t \rangle \rangle, \langle e, t \rangle \rangle}$
Ähnlich wie lexikalische Regeln in HPSG
 - ▶ Semantik | $\llbracket R_0 \rrbracket^{\mathcal{M}, g} = h$ s. t. $h \in D_{\langle \langle e, \langle e, t \rangle \rangle, \langle e, t \rangle \rangle}$ and for all $k \in D_{\langle e, \langle e, t \rangle \rangle}$ and all $d \in D_{\langle e \rangle}$
 $(h(k))(d) = 1$ iff there is some $d' \in D_{\langle e \rangle}$ s. t. $k(d')(d) = 1$

λ -Sprachen

Sie kennen bereits λ -Abstraktionen!

Was bedeutet $f(x) = 3x^2 + 5x + 8$?

Was bedeutet $f(x) = 3x^2 + 5x + 8$?

Was bedeutet $f(x) = 3x^2 + 5x + 8$?

- $3x^2 + 5x + 8$ ist eine Wff mit einer ungebundenen Variable.

Was bedeutet $f(x) = 3x^2 + 5x + 8$?

- $3x^2 + 5x + 8$ ist eine Wff mit einer ungebundenen Variable.
- Die Variable wird gebunden und die Wff wird damit zur Funktion
x wird zur Eingabevariable und muss bei Anwendung durch Eingabewert ersetzt werden.

Was bedeutet $f(x) = 3x^2 + 5x + 8$?

- $3x^2 + 5x + 8$ ist eine Wff mit einer ungebundenen Variable.
- Die Variable wird gebunden und die Wff wird damit zur Funktion
x wird zur Eingabevariable und muss bei Anwendung durch Eingabewert ersetzt werden.
- Außerdem wird die Funktion f genannt.

Was bedeutet $f(x) = 3x^2 + 5x + 8$?

- $3x^2 + 5x + 8$ ist eine Wff mit einer ungebundenen Variable.
- Die Variable wird gebunden und die Wff wird damit zur Funktion
x wird zur Eingabevariable und muss bei Anwendung durch Eingabewert ersetzt werden.
- Außerdem wird die Funktion f genannt.

In λ -Notation: $f \stackrel{def}{=} \lambda x [3x^2 + 5x + 8]$

Nur ein neuer Variablenbinder

Nur ein neuer Variablenbinder

Mit λ bildet man ad hoc anonyme Funktionen.

Mit λ bildet man ad hoc anonyme Funktionen.

- Abstraktion über Wffs beliebiger Komplexität

Mit λ bildet man ad hoc anonyme Funktionen.

- Abstraktion über Wffs beliebiger Komplexität
- λ -Bindung der Variable | Gebundene Variable als Eingabevariable der Funktion

Mit λ bildet man ad hoc anonyme Funktionen.

- Abstraktion über Wffs beliebiger Komplexität
- λ -Bindung der Variable | Gebundene Variable als Eingabevariable der Funktion
- Sehr ähnlich wie Listendefinition

Mit λ bildet man ad hoc anonyme Funktionen.

- Abstraktion über Wffs beliebiger Komplexität
- λ -Bindung der Variable | Gebundene Variable als Eingabevariable der Funktion
- Sehr ähnlich wie Listendefinition
 - ▶ Menge | $\{x : x \bmod 2 = 0\}$ | allgemein $\{x : \phi\}$

Mit λ bildet man ad hoc anonyme Funktionen.

- Abstraktion über Wffs beliebiger Komplexität
- λ -Bindung der Variable | Gebundene Variable als Eingabevariable der Funktion
- Sehr ähnlich wie Listendefinition
 - ▶ Menge | $\{x : x \bmod 2 = 0\}$ | allgemein $\{x : \phi\}$
 - ▶ CF dieser Menge | $\lambda x [x \bmod 2 = 0]$ | allgemein $\lambda x [\phi]$

Formale Erweiterung von L_{Type}

Formale Erweiterung von L_{Type}

Nur wenige Erweiterungen in L_{Type}

Formale Erweiterung von L_{Type}

Nur wenige Erweiterungen in L_{Type}

- Für jede Wff ϕ mit $Ty(\phi) = \langle t \rangle$ und jede $x \in Var$ und jede $a \in Con$

Nur wenige Erweiterungen in L_{Type}

- Für jede Wff ϕ mit $Ty(\phi) = \langle t \rangle$ und jede $x \in Var$ und jede $a \in Con$
 - ▶ Abstraktion $\mid \phi \implies \lambda x [\phi^{[a/x]}]$
Definition $\phi^{[a/x]} \mid$ Wff ϕ in der alle a durch x getauscht wurden

Nur wenige Erweiterungen in L_{Type}

- Für jede Wff ϕ mit $Ty(\phi) = \langle t \rangle$ und jede $x \in Var$ und jede $a \in Con$
 - ▶ Abstraktion | $\phi \implies \lambda x [\phi^{[a/x]}]$
Definition $\phi^{[a/x]}$ | Wff ϕ in der alle a durch x getauscht wurden
 - ▶ Anwendung der Funktion (λ -Konversion) | $\lambda x [\phi^{[a/x]}] (a) = \phi$

Nur wenige Erweiterungen in L_{Type}

- Für jede Wff ϕ mit $Ty(\phi) = \langle t \rangle$ und jede $x \in Var$ und jede $a \in Con$
 - ▶ Abstraktion | $\phi \implies \lambda x [\phi^{a/x}]$
Definition $\phi^{a/x}$ | Wff ϕ in der alle a durch x getauscht wurden
 - ▶ Anwendung der Funktion (λ -Konversion) | $\lambda x [\phi^{a/x}] (a) = \phi$
- Es gilt $\lambda x [\phi^{a/x}] (a) \equiv \phi$ für jede Wff ϕ , jede $a \in Con$ und jede $x \in Var$

Nur wenige Erweiterungen in L_{Type}

- Für jede Wff ϕ mit $Ty(\phi) = \langle t \rangle$ und jede $x \in Var$ und jede $a \in Con$
 - ▶ Abstraktion | $\phi \implies \lambda x [\phi^{a/x}]$
Definition $\phi^{a/x}$ | Wff ϕ in der alle a durch x getauscht wurden
 - ▶ Anwendung der Funktion (λ -Konversion) | $\lambda x [\phi^{a/x}] (a) = \phi$
- Es gilt $\lambda x [\phi^{a/x}] (a) \equiv \phi$ für jede Wff ϕ , jede $a \in Con$ und jede $x \in Var$
- x kann von einem beliebigen Typ σ sein.

Nur wenige Erweiterungen in L_{Type}

- Für jede Wff ϕ mit $Ty(\phi) = \langle t \rangle$ und jede $x \in Var$ und jede $a \in Con$
 - ▶ Abstraktion | $\phi \implies \lambda x [\phi^{a/x}]$
Definition $\phi^{a/x}$ | Wff ϕ in der alle a durch x getauscht wurden
 - ▶ Anwendung der Funktion (λ -Konversion) | $\lambda x [\phi^{a/x}] (a) = \phi$
- Es gilt $\lambda x [\phi^{a/x}] (a) \equiv \phi$ für jede Wff ϕ , jede $a \in Con$ und jede $x \in Var$
- x kann von einem beliebigen Typ σ sein.
- Es gilt für $\lambda x [\phi]$ mit $x \in ME_{\langle \sigma \rangle}$ stets $\phi \in ME_{\langle t \rangle}$ sowie $\lambda x [\phi] \in ME_{\langle \sigma, t \rangle}$

Zwei Beispiele

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1\langle e \rangle}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1\langle e \rangle}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*
 - ▶ Die CF der Menge von Individuen $d \in D_{\langle e \rangle}$ mit die Eigenschaft L (alle Lachenden)

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*
 - ▶ Die CF der Menge von Individuen $d \in D_{\langle e \rangle}$ mit die Eigenschaft L (alle Lachenden)
 - ▶ Mengendefinition dazu $\{x : L(x)\}$

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*
 - ▶ Die CF der Menge von Individuen $d \in D_{\langle e \rangle}$ mit die Eigenschaft L (alle Lachenden)
 - ▶ Mengendefinition dazu $\{x : L(x)\}$
- Prädikatsvariable $P_{\langle e, t \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e, t \rangle}}$

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*
 - ▶ Die CF der Menge von Individuen $d \in D_{\langle e \rangle}$ mit die Eigenschaft L (alle Lachenden)
 - ▶ Mengendefinition dazu $\{x : L(x)\}$
- Prädikatsvariable $P_{\langle e,t \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e,t \rangle}}$
 - ▶ $\lambda P_{\langle e,t \rangle} [P(l)]$

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*
 - ▶ Die CF der Menge von Individuen $d \in D_{\langle e \rangle}$ mit die Eigenschaft L (alle Lachenden)
 - ▶ Mengendefinition dazu $\{x : L(x)\}$
- Prädikatsvariable $P_{\langle e, t \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e, t \rangle}}$
 - ▶ $\lambda P_{\langle e, t \rangle} [P(l)]$
 - ▶ Mit l z. B. für *Horst Lichter*

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*
 - ▶ Die CF der Menge von Individuen $d \in D_{\langle e \rangle}$ mit die Eigenschaft L (alle Lachenden)
 - ▶ Mengendefinition dazu $\{x : L(x)\}$
- Prädikatsvariable $P_{\langle e, t \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e, t \rangle}}$
 - ▶ $\lambda P_{\langle e, t \rangle} [P(l)]$
 - ▶ Mit l z. B. für *Horst Lichter*
 - ▶ Die CF aller Eigenschaften $k \in D_{\langle e, t \rangle}$ von l (alle Eigenschaften Horst Lichters)

Abstraktion über Individuenvariable und Prädikatsvariable

- Individuenvariable $x_{\langle e \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e \rangle}}$
 - ▶ $\lambda x_{\langle e \rangle} [L(x)]$
 - ▶ Mit L z. B. für *laughs*
 - ▶ Die CF der Menge von Individuen $d \in D_{\langle e \rangle}$ mit die Eigenschaft L (alle Lachenden)
 - ▶ Mengendefinition dazu $\{x : L(x)\}$
- Prädikatsvariable $P_{\langle e, t \rangle}$ alternativ $v_{1_{\langle e, t \rangle}}$
 - ▶ $\lambda P_{\langle e, t \rangle} [P(l)]$
 - ▶ Mit l z. B. für *Horst Lichter*
 - ▶ Die CF aller Eigenschaften $k \in D_{\langle e, t \rangle}$ von l (alle Eigenschaften Horst Lichters)
 - ▶ Mengendefinition dazu $\{P : P(l)\}$

Als wäre das jetzt nicht schon klar ...

Als wäre das jetzt nicht schon klar ...

Die vollen Regeln aus Dowty u. a. (1981: 102) (Syn C.10 and Sem 10)

Als wäre das jetzt nicht schon klar ...

Die vollen Regeln aus Dowty u. a. (1981: 102) (Syn C.10 and Sem 10)

- If $\alpha \in ME_\alpha$ and $u \in Var_b$, then $\lambda u [\alpha] \in ME_{\langle b, a \rangle}$.

Als wäre das jetzt nicht schon klar ...

Die vollen Regeln aus Dowty u. a. (1981: 102) (Syn C.10 and Sem 10)

- If $\alpha \in ME_\alpha$ and $u \in Var_b$, then $\lambda u [\alpha] \in ME_{\langle b, a \rangle}$.
- If $\alpha \in ME_a$ and $u \in Var_b$ then $\llbracket \lambda u [\alpha] \rrbracket^{\mathcal{M}, g}$ is that function h from D_b into D_a ($h \in D_a^{D_b}$) s. t. for all objects k in D_b , $h(k)$ is equal to $\llbracket \alpha \rrbracket^{\mathcal{M}, g[k/u]}$.

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt
- β -Reduktion | Funktionsapplikation

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt
- β -Reduktion | Funktionsapplikation
 - ▶ $\lambda x [\phi] (a) \stackrel{\beta}{\equiv} \phi^{[x/a]}$

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt
- β -Reduktion | Funktionsapplikation
 - ▶ $\lambda x [\phi] (a) \stackrel{\beta}{\equiv} \phi^{[x/a]}$
 - ▶ Ausdrücke mit nicht realisierten, aber möglichen β -Reduktionen: β -Redex

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt
- β -Reduktion | Funktionsapplikation
 - ▶ $\lambda x [\phi] (a) \stackrel{\beta}{\equiv} \phi^{[x/a]}$
 - ▶ Ausdrücke mit nicht realisierten, aber möglichen β -Reduktionen: β -Redex
- η -Reduktion | Entfernen von leeren Abstraktionen

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt
- β -Reduktion | Funktionsapplikation
 - ▶ $\lambda x [\phi] (a) \stackrel{\beta}{\equiv} \phi^{[x/a]}$
 - ▶ Ausdrücke mit nicht realisierten, aber möglichen β -Reduktionen: β -Redex
- η -Reduktion | Entfernen von leeren Abstraktionen
 - ▶ $\lambda x [F(x)] \stackrel{\eta}{\equiv} F$ gdw $Ty(F) = Ty(\lambda x [F(x)])$ (und x nicht frei in F ist)

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt
- β -Reduktion | Funktionsapplikation
 - ▶ $\lambda x [\phi] (a) \stackrel{\beta}{\equiv} \phi^{[x/a]}$
 - ▶ Ausdrücke mit nicht realisierten, aber möglichen β -Reduktionen: β -Redex
- η -Reduktion | Entfernen von leeren Abstraktionen
 - ▶ $\lambda x [F(x)] \stackrel{\eta}{\equiv} F$ gdw $Ty(F) = Ty(\lambda x [F(x)])$ (und x nicht frei in F ist)
 - ▶ Ausdruck mit nicht realisierten, aber möglichen η -Reduktionen: η -Redex

Konversionen/Reduktionen | Arten, λ -Ausdrücke umzuschreiben

- α -Konversion | Umbenennung von Variablen
 - ▶ $\lambda x [\phi] \stackrel{\alpha}{\equiv} \lambda y [\phi^{[x/y]}]$ gdw y in ϕ nicht vorkommt
- β -Reduktion | Funktionsapplikation
 - ▶ $\lambda x [\phi] (a) \stackrel{\beta}{\equiv} \phi^{[x/a]}$
 - ▶ Ausdrücke mit nicht realisierten, aber möglichen β -Reduktionen: β -Redex
- η -Reduktion | Entfernen von leeren Abstraktionen
 - ▶ $\lambda x [F(x)] \stackrel{\eta}{\equiv} F$ gdw $Ty(F) = Ty(\lambda x [F(x)])$ (und x nicht frei in F ist)
 - ▶ Ausdruck mit nicht realisierten, aber möglichen η -Reduktionen: η -Redex
 - ▶ Mäßige Semantiker | η -Redex-Fetisch mit $\lambda x \lambda y \lambda z [gibt'(x, y, z)]$ usw.

The *non* example revised (Dowty u. a. 1981: 104)

The *non* example revised (Dowty u. a. 1981: 104)

Das können Sie jetzt nachvollziehen!

The *non* example revised (Dowty u. a. 1981: 104)

Das können Sie jetzt nachvollziehen!

- $\forall x \forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[(\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}))(x) \leftrightarrow \neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right]$

The *non* example revised (Dowty u. a. 1981: 104)

Das können Sie jetzt nachvollziehen!

- $\forall x \forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[(\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}))(x) \leftrightarrow \neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right]$
- $\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[\lambda x \left[(\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}))(x) \right] = \lambda x \left[\neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right] \right]$

The *non* example revised (Dowty u. a. 1981: 104)

Das können Sie jetzt nachvollziehen!

- $\forall x \forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[(\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}))(x) \leftrightarrow \neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right]$
- $\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[\lambda x \left[(\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}))(x) \right] = \lambda x \left[\neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right] \right]$
- $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \left[\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}) = \lambda v_{0\langle e,t \rangle} \left[\lambda x \left[\neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right] \right] \right]$

Das können Sie jetzt nachvollziehen!

- $\forall x \forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[(\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}))(x) \leftrightarrow \neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right]$
- $\forall v_{0\langle e,t \rangle} \left[\lambda x \left[(\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}))(x) \right] = \lambda x \left[\neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right] \right]$
- $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \left[\mathbf{non}(v_{0\langle e,t \rangle}) = \lambda v_{0\langle e,t \rangle} \left[\lambda x \left[\neg(v_{0\langle e,t \rangle}(x)) \right] \right] \right]$
- $\mathbf{non} = \lambda v_{0\langle e,t \rangle} \left[\lambda x \left[\neg v_{0\langle e,t \rangle}(x) \right] \right]$

Example with *non*

Example with *non*

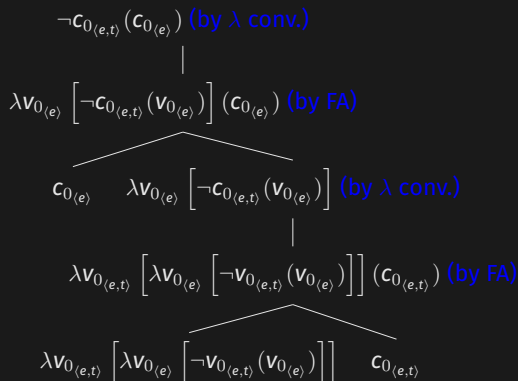
Mary is non-belligerent.

Translate 'belligerent' as $c_{0\langle e,t \rangle}$, 'Mary' as $c_{0\langle e \rangle}$, ignore the copula.

Example with *non*

Mary is non-belligerent.

Translate 'belligerent' as $c_{0\langle e,t \rangle}$, 'Mary' as $c_{0\langle e \rangle}$, ignore the copula.



Ausblick auf Quantifikation bei Montague

Quantifizierte NPs bei Montague

Können referentielle und quantifizierte NPs denselben Typ haben?

Können referentielle und quantifizierte NPs denselben Typ haben?

- Quantoren-NP-Syntax | Wie die referentieller NPs

Können referentielle und quantifizierte NPs denselben Typ haben?

- Quantoren-NP-Syntax | Wie die referentieller NPs
- Quantoren-NP-Semantik | Wie die von prädikatenlogischen Quantoren

Können referentielle und quantifizierte NPs denselben Typ haben?

- Quantoren-NP-Syntax | Wie die referentieller NPs
- Quantoren-NP-Semantik | Wie die von prädikatenlogischen Quantoren
- Erstmal nicht aufregend bzw. erwartbar in L_{Type}

Können referentielle und quantifizierte NPs denselben Typ haben?

- Quantoren-NP-Syntax | Wie die referentieller NPs
- Quantoren-NP-Semantik | Wie die von prädikatenlogischen Quantoren
- Erstmal nicht aufregend bzw. erwartbar in L_{Type}
 - ▶ *Every student walks.*: $\forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow c_{1\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$

Können referentielle und quantifizierte NPs denselben Typ haben?

- Quantoren-NP-Syntax | Wie die referentieller NPs
- Quantoren-NP-Semantik | Wie die von prädikatenlogischen Quantoren
- Erstmal nicht aufregend bzw. erwartbar in L_{Type}
 - ▶ *Every student walks.*: $\forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow c_{1\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
 - ▶ *Some student walks.*: $\forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge c_{1\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen

- ▶ $\lambda v_{0_{\langle e,t \rangle}} \forall v_{0_{\langle e \rangle}} [c_{0_{\langle e,t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}}) \rightarrow v_{0_{\langle e,t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}})]$

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen

- ▶ $\lambda v_{0_{\langle e, t \rangle}} \forall v_{0_{\langle e \rangle}} [c_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}}) \rightarrow v_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}})]$
- ▶ $\lambda v_{0_{\langle e, t \rangle}} \exists v_{0_{\langle e \rangle}} [c_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}}) \wedge v_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}})]$

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen
 - ▶ $\lambda v_{0_{\langle e, t \rangle}} \forall v_{0_{\langle e \rangle}} [c_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}}) \rightarrow v_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}})]$
 - ▶ $\lambda v_{0_{\langle e, t \rangle}} \exists v_{0_{\langle e \rangle}} [c_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}}) \wedge v_{0_{\langle e, t \rangle}}(v_{0_{\langle e \rangle}})]$
- Denken Sie daran:

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen

- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$

- Denken Sie daran:

- ▶ $c_{0\langle e,t \rangle}$ | Das Prädikat für *students*

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen

- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$

- Denken Sie daran:

- ▶ $c_{0\langle e,t \rangle}$ | Das Prädikat für *students*
- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle}$ | Variable über einstellige Prädikate

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen

- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$

- Denken Sie daran:

- ▶ $c_{0\langle e,t \rangle}$ | Das Prädikat für *students*
- ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle}$ | Variable über einstellige Prädikate
- ▶ $v_{0\langle e \rangle}$ | Variable über Individuen

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
- Denken Sie daran:
 - ▶ $c_{0\langle e,t \rangle}$ | Das Prädikat für *students*
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle}$ | Variable über einstellige Prädikate
 - ▶ $v_{0\langle e \rangle}$ | Variable über Individuen
- Funktionen zweiter Ordnung (Prädikate als Eingabewerte)

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
- Denken Sie daran:
 - ▶ $c_{0\langle e,t \rangle}$ | Das Prädikat für *students*
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle}$ | Variable über einstellige Prädikate
 - ▶ $v_{0\langle e \rangle}$ | Variable über Individuen
- Funktionen zweiter Ordnung (Prädikate als Eingabewerte)

Die Macht höherstufiger λ -Sprachen

- Versuchen Sie, diese Ausdrücke zu verstehen
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \forall v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \rightarrow v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} [c_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e,t \rangle}(v_{0\langle e \rangle})]$
- Denken Sie daran:
 - ▶ $c_{0\langle e,t \rangle}$ | Das Prädikat für *students*
 - ▶ $\lambda v_{0\langle e,t \rangle}$ | Variable über einstellige Prädikate
 - ▶ $v_{0\langle e \rangle}$ | Variable über Individuen
- Funktionen zweiter Ordnung (Prädikate als Eingabewerte)
- CFs der Mengen von Prädikaten die auf alle/einige Studierende zutreffen

$$\begin{array}{c} \exists v_{0\langle e \rangle} \left[c_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge c_{1\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \right] \text{ (by } \lambda \text{ conv.)} \\ | \\ \lambda v_{0\langle e, t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} \left[c_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \right] (c_{1\langle e, t \rangle}) \text{ (by FA)} \\ \swarrow \quad \searrow \\ \lambda v_{0\langle e, t \rangle} \exists v_{0\langle e \rangle} \left[c_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \wedge v_{0\langle e, t \rangle}(v_{0\langle e \rangle}) \right] \quad c_{1\langle e, t \rangle} \end{array}$$

Unvollständig!

Unvollständig!

- Wie kann man Passiv in L_{Type} modellieren?

- Chierchia, Gennaro & Sally McConnell-Ginet. 2000. *Meaning and grammar: An introduction to semantics*. 2. Aufl. Cambridge, MA: MIT Press.
- Dowty, David R., Robert E. Wall & Stanley Peters. 1981. *Introduction to Montague semantics*. Dordrecht: Kluwer.

Kontakt

Prof. Dr. Roland Schäfer
Institut für Germanistische Sprachwissenschaft
Friedrich-Schiller-Universität Jena
Fürstengraben 30
07743 Jena

<https://rolandschaefer.net>
roland.schaefer@uni-jena.de

Creative Commons BY-SA-3.0-DE

Dieses Werk ist unter einer Creative Commons Lizenz vom Typ *Namensnennung - Weitergabe unter gleichen Bedingungen 3.0 Deutschland* zugänglich. Um eine Kopie dieser Lizenz einzusehen, konsultieren Sie

<http://creativecommons.org/licenses/by-sa/3.0/de/> oder wenden Sie sich brieflich an Creative Commons, Postfach 1866, Mountain View, California, 94042, USA.