Wahr/Falsch Fragen

	richtig	*falsch*
Gilt für Substitutionen ϕ, ψ, dass $\phi \circ \psi = id$, dann ist ϕ eine Variablenumbenennung.	$\times$	
Gilt für Substitutionen ϕ, ψ, dass $\phi \circ \psi = id$, dann ist ψ eine Variablenumbenennung.	$\times$	
Eine allgemeingültige Formel der PL1 nennt man auch Tautologie.		$\times$
Es gilt $Cl_\forall M \models A$ gdw. $M \models Cl_\forall A$.	$\times$	
Die Skolemisierung ist ein deterministisches Verfahren.	$\times$	
Es gilt: A ist nicht allgemeingültig $\Leftrightarrow \neg A$ erfüllbar.	$\times$	
Die Menge der erfüllbaren Kromformeln liegt in NP $\cap$ coNP.	$\times$	
Nach dem Kompaktheitssatz besitzt jede geschlossene Formel ein endliches Modell.		$\times$
Für den aussagenlogischen Resolutionskalkül gilt: M unerfüllbar gdw. $M \vdash_{R0} \Box$.	$\times$	
Nach dem Vollständigkeitssatz von Gödel besitzt jede geschlossene Formel der PL1 mindestens ein Modell.		$\times$
Nach einem Satz von Haken haben Resolutionsbeweise in der Aussagenlogik grundsätzlich exponentielle Länge.		$\times$
Konsistente Formeln der PL1 haben stets ein Modell.	$\times$	
2SAT liegt in coNP.	$\times$	
Die Konjunktion zweier Primimplikanten ist wieder ein Primimplikant.		$\times$
Zu jeder natürlichen Zahl n existiert eine Formel F_n den PL1, welche ein Modell mit einem Grundbereich der Größe n besitzt.	$\times$	
Zu einer aussagenlogischen Formel F mit n Variablen existieren genau 2^n äquivalente Formeln in KNF.		$\times$
Für jede PL1-Formel ϕ gilt: ϕ ist allgemeingültig oder das Negat von ϕ ist allgemeingültig.		$\times$
Für jede PL1-Formel ϕ gilt: ϕ ist erfüllbar oder das Negat von ϕ ist erfüllbar.	$\times$	
Es gibt einen Term, der mit allen anderen Termen unifizierbar ist.		$\times$
Es gibt einen Term, der mit keinem Term ausser sich selbst unifizierbar ist.		$\times$
Das Erfüllbarkeitsproblem für aussagenlogische Formeln ist entscheidbar.	$\times$	
Das Erfüllbarkeitsproblem für PL1-Formeln ist entscheidbar.		$\times$
Der Resolutionskalkül ist ohne Faktorisierungsregel nicht korrekt.		$\times$
Es gibt erfüllbare Formeln, die kein Modell haben.	$\times$	
Der Robinson-Algorithmus terminiert immer.	$\times$	
Die Widerspruchsvollständigkeit des Tableaukalküls hat zur Folge, dass nach endlich vielen Schritten jedes Tableau geschlossen oder keine der Erweiterungsregeln mehr anwendbar sind.		$\times$
Zu jeder Formel gibt es eine äquivalente Formel in Skolemnormalform.		$\times$
Enthält die Menge der Funktionszeichen einer Signatur Σ kein n-stelliges Funktionssymbol mit $n > 0$, so ist das zugehörige Herbrand-Universum endlich.		$\times$
$0(G \rightarrow H)$ ist eine Vorzeichenformel vom Typ α.	$\times$	
Wenn die Formelmenge M endlich ist, dann ist $(D, I) \models M$ entscheidbar für beliebige Universen D.		$\times$
Für alle $G \in ALFor$ gilt: $\models G$ oder $\models \neg G$.		$\times$
Ein Tableau heisst geschlossen, wenn es einen geschlossenen Pfad enthält.		$\times$
Zu jeder Formel gibt es eine äquivalente Formel in Negationsnormalform.	$\times$	
$\forall x(G \rightarrow H) \equiv ((\forall x G) \rightarrow H$, falls x nicht frei in H.		$\times$
Für alle $G \in ALFor$ gilt: Wenn Erf(G), dann: $val_I(G) = W$ für alle I.		$\times$
Ein Tableau mit einem nicht endlich langen Zweig ist offen.		$\times$
Für alle Formeln $Cl_\forall(G)$, G quantorenfrei und enthält höchstens Konstantenzeichen, ist die Erfüllbarkeit entscheidbar.	$\times$	
Zu jeder Formel gibt es eine äquivalente in Pränexform.	$\times$	
$0\forall x G$ ist Vorzeichenformel vom Typ δ.	$\times$	
Aus der Korrektheit des Tableaukalküls folgt: Wenn $\models G$, dann $\vdash G$.		$\times$

	richtig	*falsch*
Eine Formelmenge ist erfüllbar, wenn jede endliche Teilmenge von ihr erfüllbar ist.	$\times$	
Die Substitution $\{\, x/a\,,\, y/a \,\}$ ist ein allgemeinster Unifikator der Terme $f(x)$ und $f(y)$.		$\times$
$\forall x \exists y(P(x) \to y)$ ist keine Formel der PL1.	$\times$	
Jede erfüllbare (prädikatenlogische) Formel hat ein endliches Modell.		$\times$
Die Pränexform von G ist zu G äquivalent.	$\times$	
Die Formel $\forall x(P(x) \to Q(x,y))$ ist geschlossen.		$\times$
Aus der Widerspruchsvollständigkeit des Tableaukalküls folgt: Wenn $M \vdash \Box$, dann $M \models$ $false$.		$\times$
Die Pränexform einer Formel ist eindeutig bestimmt.		$\times$
$0\exists xG$ ist Vorzeichenformel vom Typ γ.	$\times$	
$1(G \land H)$ und $0(G \land H)$ sind beides Formeln vom Typ α.		$\times$
Ein Tableau ist geschlossen, wenn es einen geschlossenen Zweig gibt.		$\times$
Eine Formel ist geschlossen, wenn sie keine freien Vorkommnisse von Variablen besitzt.	$\times$	
Wenn G eine geschlossene und erfüllbare Formel ist, dann hat G ein Modell.	$\times$	
Die Faktorisierungsregel ist für die Vollständigkeit des Resolutionskalküls unnötig.		$\times$
Ist jede endliche Teilmenge einer Formelmenge M erfüllbar, dann auch M.	$\times$	
$\forall x,y\, x \doteq y$ ist genau dann erfüllbar, wenn der Individuenbereich höchstens ein Element hat.	$\times$	
Zwei Terme sind stets unifizierbar.		$\times$
$\forall x(G \lor H) \equiv \forall xG \lor \forall xH$.		$\times$

	keine Formel der PL1	erfüllbar	allgemeingültig	unerfüllbar
$\forall x(p(x)) \land \neg p(c)$				$\times$
$\exists x(p(x)) \land \neg p(c)$		$\times$		
$\forall x(p(x)) \to (p(c) \doteq true)$	$\times$			
$\forall x(p(x)) \to true$		$\times$	$\times$	
$\forall x \exists y(f(x) \doteq y)$		$\times$	$\times$	
$\exists y \forall x(f(x) \doteq y)$		$\times$		
$\exists f \forall x(f(x) \doteq x)$	$\times$			
$\exists x(f(x) \doteq f(x))$		$\times$	$\times$	