23. Prüfung von Verhaltensmodellen (Behavioral Model Checking)

1) Modellprüfung – Überblick
2) Realzeit-Modellprüfung

Prof. Dr. U. Aßmann
Technische Universität Dresden
Institut für Software- und Multimediatechnik
http://st.inf.tu-dresden.de
Version 12-1.1, 17.11.12

Obligatorische Literatur

- Markus Müller-Olm, David Schmidt, Bernhard Steffen. Model-Checking. A Tutorial Introduction. Springer LNCS, Volume 1694, 1999, p 848ff
  - http://www.springerlink.com/content/l437dulbgk67jl6m/
- [BW04] Timed Automata: Semantics, Algorithms and Tools, Johan Bengtsson and Wang Yi. In Lecture Notes on Concurrency and Petri Nets. W. Reisig and G. Rozenberg (eds.), LNCS 3098, Springer-Verlag, 2004
  - http://www.it.uu.se/research/group/darts/papers/texts/by-lncs04.ps
- [BDL04] A Tutorial on Uppaal, Gerd Behrmann, Alexandre David, and Kim G. Larsen. In proceedings of the 4th International School on Formal Methods for the Design of Computer, Communication, and Software Systems (SFM-RT'04). LNCS 3185.
  - http://www.cs.auc.dk/~adavid/publications/21-tutorial.pdf

Andere Literatur

- E. Clarke's Kurs über Model Checking http://www.cs.cmu.edu/~emc/15817-s05/
- E. Clarke. Model Checking. Springer LNCS 1346, 1997 http://www.springerlink.com/index/v1h70v370p172844.pdf
- E. M. Clarke, E. A. Emerson, A. P. Sistla. Automatic Verification of Finite-State Concurrent Systems Using Temporal Logic Specifications, ACM Transactions on Programming Languages and Systems, vol 8, number 2, pages 244—263, apr 1986,
  - An early version appeared in Proc. 10th ACM Symposium on Principles of Programming Languages, 1983
  - http://www.acm.org/pubs/toc/Abstracts/0164-0925/5399.html

23.1 Modellprüfung - Überblick

Problem

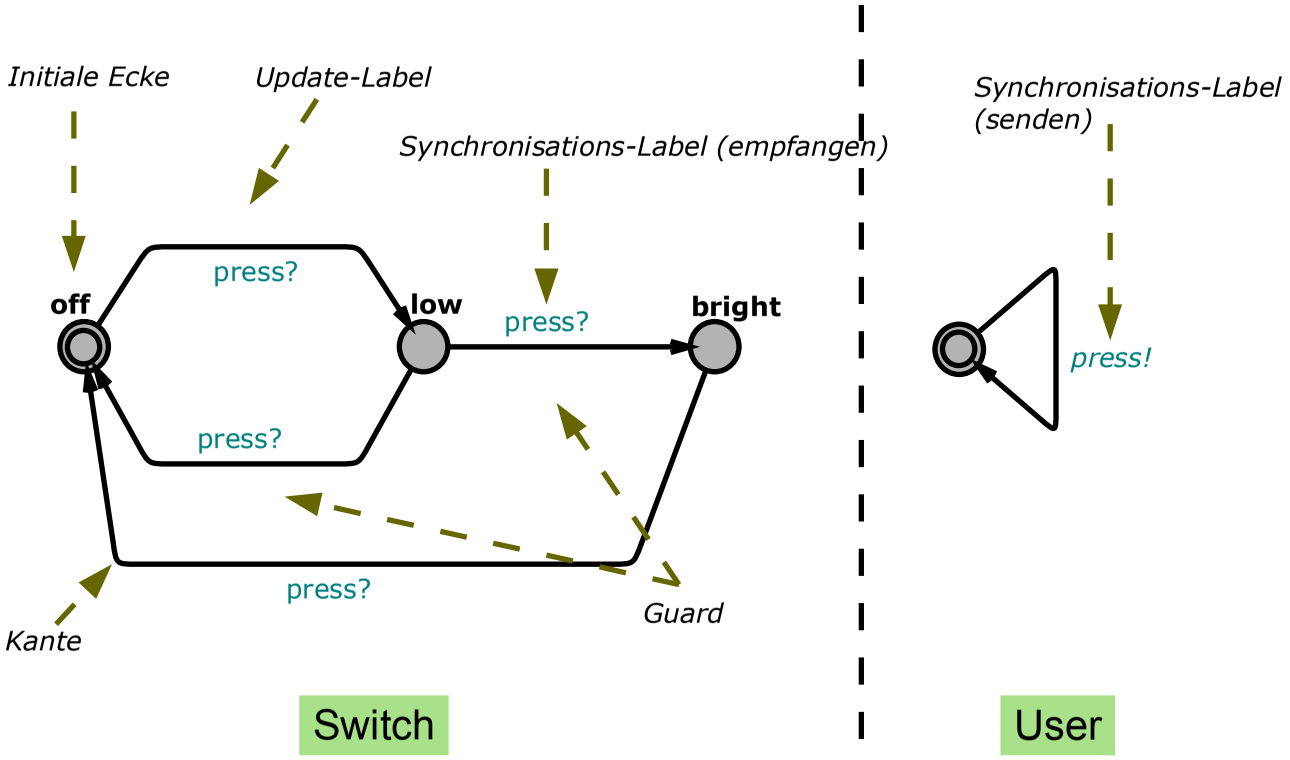
- Wie kann man statisch, vor Laufen des Systems, Aussagen über sein Verhalten machen?
- Antwort: mit abstrakter Interpretation, die allerdings verschieden realisiert sein kann:
- Lösung 1: Durch Programmanalyse mit abstrakter Interpretation
  - Spezifiziere das System, seine operationale Semantik als Zustandssystem
  - Interpretiere abstrakt und gewinne konservative Abschätzungen wie Typprüfungen und Konformität zu Metamodellen
  - Ansätze wie AG, RAG, abstrakte Interpretationsgeneratoren wie PAG
  - Verifikationen auf der Basis der denotationellen oder axiomatischen Semantik
- Lösung 2: Spezifiziere das System, seine operationale Semantik als Zustandssystem, in Logik
  - Lasse eine Deduktionsmaschine (reasoner) laufen, um die Analyse zu machen
  - Die abstrakte Interpretation wird also durch die Dekuktionsmaschine durchgeführt
  - **Modellprüfer (model checker)** sind solche speziellen Deduktionsmaschinen, die einen endlichen Automaten interpretieren, um die Gültigkeit von Prädikaten nachzuweisen.
- Lösung 3: mit dem Graph-Logik-Isomorphismus:
  - Spezifikation des Zustandssystems als endlicher Graph (statt mit Logik)
  - Dann ergibt sich der dynamische Zustandsraum als unendlicher Baum von Zuständen
  - Auswertung von Logik-Formeln durch “Weiterhangeln” im Zustandsraum
  - Abstrakte Interpretation durch Graphanalyse und Graphtransformation

Behavioral Model Checking (Prüfung des Semantischen Modells)

- Model checking führt eine Interpretation eines entscheidbaren Programms durch, konkret oder abstrakt, um die Gültigkeit eines Prädikats in einem Zustand zu beweisen
  - “is the predicate a semantic model of the program”?
- Voraussetzung: Modellierung eines Programms als reguläres Zustandssystems oder endlicher Zustandsgraph
  - z. B. mit endlichen Automaten oder Petri-Netzen oder domänenspezifischen Sprachen, die darauf übersetzen (Statecharts, Entscheidungstabellen, etc.)
    - auch nebenläufige Systeme
  - Beschreiben von Anforderungen an das System und an seine Zustände mit Logik
    - z. B. mit temporaler Logik (Pfadbasierter Logik)
  - Im Folgenden Beschränkung auf automatenbasierte Programme, d.h. entscheidbare Programme
- Verifikation der Anforderungen dann möglich:
  - durch Berechnung aller möglichen Zustände des Systems sowie aller in diesen gültigen Prädikate
  - Man führt also eine Interpretation des entscheidbaren Programms durch
  - Achtung: weil das Programm entscheidbar ist, muss nicht *abstrakt interpretiert* werden, sondern es kann konkret interpretiert werden

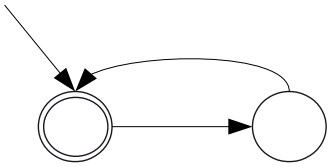
Kommunizierende Automaten für Doppelklick-Lichtschalter

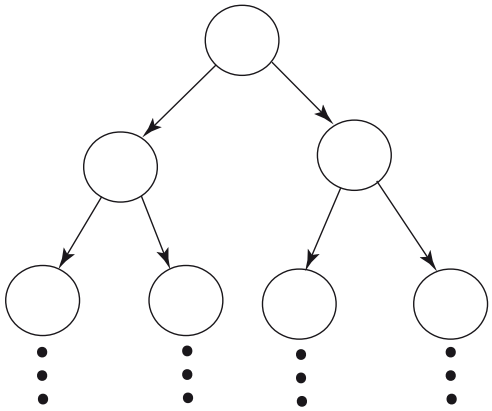
- Können wir etwas über diese beiden kommunizierenden Automaten beweisen?



Interpretation eines Automaten mit Model-Checking

- Schritt 1: Komposition aller kommunizierenden Automaten zum **Systemautomat**
  - Endliche Automaten können komponiert werden (Produkt), die Ergebnisse können aber exponentiell größer sein!
- Schritt 2: Vom Gesamtsystem (Systemautomat) wird **Berechnungsbaum** (oder Zustandsraum, **reachability tree**) erstellt
  - Der Berechnungsbaum ergibt sich durch Interpretation der Automaten
  - Er enthält alle möglichen Zustände des Systems
  - Wurzel ist der eindeutige Startzustand des Systems
  - Er ist zwar unendlich groß/tief/breit, enthält aber nur regulär viele Pfade (da von einem endlichen Automaten stammend)
- Schritt 3: **Anfragen** an den Berechnungsbaum (Queries): Für welche erreichbaren Zustände gilt welches Prädikat?



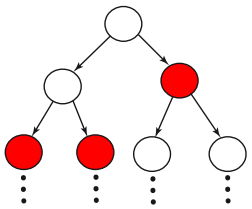


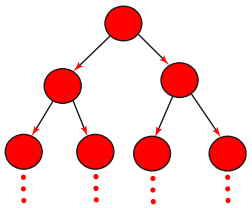
Operatoren von Computational Tree Logic (CTL), mit denen Prädikate geschrieben und geprüft werden können

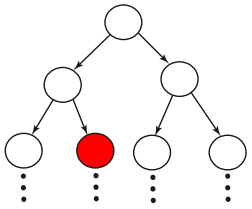
- CTL verwendet aussagenlogische Formeln über Zuständen, Pfadquantoren und Temporalquantoren
- Seien φ, ψ aussagenlogische Zustandsformeln
  - Seiteneffekt-freie Bedingung, nach *wahr* oder *falsch* auswertbar
  - Beispiele:
    - `x > 1`
    - `(P1.Ecke3 and (P2.i == 5) or (clock > 200)`
    - `not deadlock`
- **Pfadquantoren**: Auf welchen Pfaden erreichbarer Zustände gilt die Aussage?
  - **A** auf allen Pfaden (all paths)
  - **E** auf mindestens einem Pfad (some paths)
- **Temporaloperatoren**: Wann gilt die Aussage im Pfad?
  - **F** irgendwo entlang des Pfades (*future, finally*)
  - **G** in allen Zuständen entlang des Pfades (*globally*)

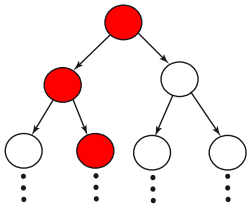
Operatoren (2)

- Pfad-Temporalquantor-Operatoren über Zustandsformeln:
  - **AF** φ auf allen Pfaden irgendwann gilt einmal (all-exists: on all paths exists)
  - **AG** φ auf allen Pfaden in allen erreichbaren Zustanden (all-globally: on all paths in all states)
  - **EF** φ irgendwo entlang eines Pfades irgendwann (exists-finally; future: on a path finally exists)
  - **EG** φ irgendwo in einem Pfad in allen Zuständen entlang des Pfades (exists-globally)

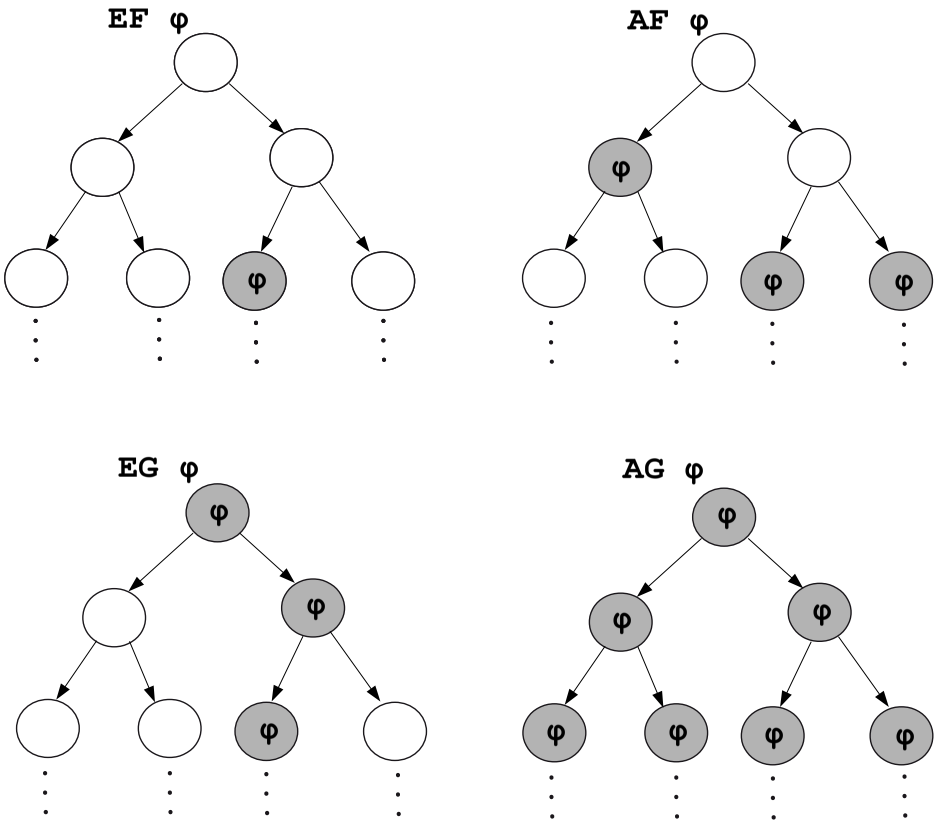






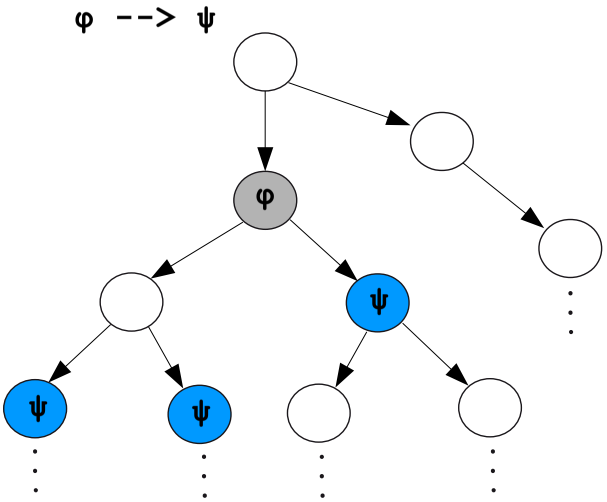


Queries an den Berechnungsbaum: Beispiele



Operatoren (2)

- Leads-To Operator φ `-->` ψ
  - Gilt φ in einem Zustand, so wird in der Zukunft irgendwann ψ gelten



Queries: konkrete Beispiele für den Doppelklick-Lichtschalter

- **EF** (Switch.bright)
  - Ecke *bright* im Prozess Schalter kann erreicht werden
  - ist erfüllt
- **AG** (not deadlock)
  - Jeder Zustand im Zustandsraum hat einen Nachfolger
  - Ist erfüllt
- Switch.low **-->** (Switch.off || Switch.bright)
  - Wird Switch.low erreicht, gilt auf jedem Pfad irgendwann (Switch.off || Switch.bright)
  - Ecke *low* wird in jedem Fall verlassen
  - Prädikat ist nicht erfüllt, da User nicht zwangsläufig „drückt“

23.2. Realzeit-Modellprüfung (Real-Time Model Checking)

.. mit UPPAAL..

Achtung: Folien mit 23.1, Standard-Model-Checking, vergleichen, um die Unterschiede zu sehen

Real-time Model-Checking

- Modellierung eines Systems in formaler, entscheidbarer Sprache
  - z. B. Automaten, Petri-Netze
- Hier: Beschreiben von Anforderungen an das System mit temporaler Logik, erweitert mit **Bedingungen über "real-time variables" (Realzeitbedingungen, Realzeitaspekt)**

- Verifikation der Anforderungen möglich:
  - durch Berechnung aller möglichen Zustände des Systems **und Überprüfung der Realzeitbedingungen**

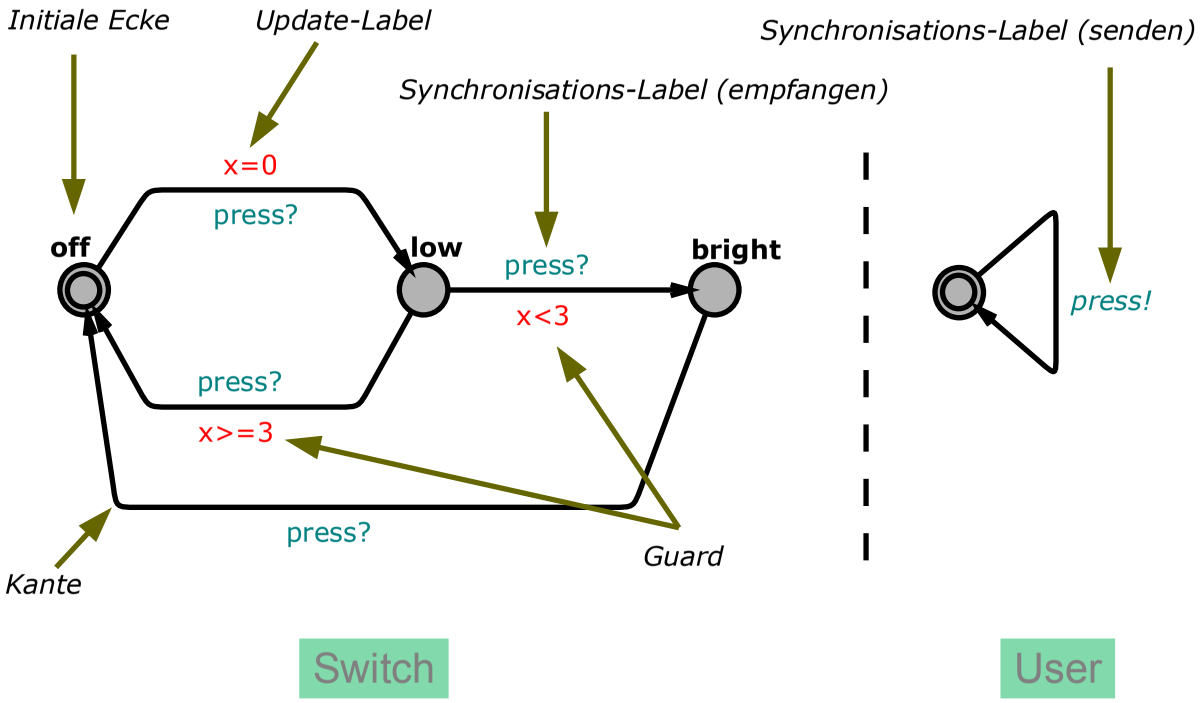
UPPAAL

http://www.uppaal.org/

- Model-Checking-Tool für Echtzeitsysteme
  - Verifikationsengine in C++
- graphische Benutzeroberfläche in Java
- Anforderungen werden mittels einer Untermenge von CTL (computation tree logic) formuliert
- UPPAAL – Modellierungssprache:
  - parallel laufende erweiterte **Timed Automata (TA)**: Endliche Automaten mit Uhren
  - Uhren haben als Wertebereich reelle Zahlen
  - alle Uhren schalten synchron
  - Uhren können zurückgesetzt werden
- Systemzustand: Zustand aller TA, Uhren, Variablen
- Erweiterungen:
  - diskrete Variablen (int, boolean; strukturierte Datentypen, Arrays)
  - Konstanten
  - C-ähnliche Funktionen
  - Synchronisation der Automaten über *Channels*

Timed Automata in UPPAAL – Beispiel Doppelklicklichtschalter

- Achtung: Jetzt mit Realzeit-Variablen, -Guards (Bedingungen)



Timed Automata in UPPAAL – Zustände

- Zustände (Ecken, Knoten)
  - Name
  - Invariante: Bedingung die innerhalb des Zustandes immer gelten muss
- Invariante kann normal, *dringend (urgent)* oder *verpflichtend (committed)* sein
- **urgent**: Zustand muss ohne Zeitverzögerung wieder verlassen werden
  - Äquivalent: Hinzufügen einer Uhr x, die auf allen eingehenden Kante auf 0 gesetzt wird, und Invariante x≤0
- **committed**: sobald Zustand verpflichtet, muss der nächste Zustandsübergang Ausgangskante einer verpflichtenden Ecke sein

Timed Automata in UPPAAL – Kanten

Transitionen (Kanten) können folgende Anweisungen enthalten:

- *Selections:* Zuweisungen, die in Guards und Updates verwendet werden können
- *Guards:* Bedingungen, unter denen die Kante schalten kann. (z. B. Zeitbedingungen).
- *Updates:* Wertzuweisungen an Uhren und anderen Variablen.
- *Synchronisations* über Channels: eine *c!* beschriftete Kante schaltet synchron mit *c?* beschrifteter Kante, wenn
  - beide aktiv sind (d. h. Guards erfüllt)
  - und *c* ein Channel ist

UPPAAL – Aufbau

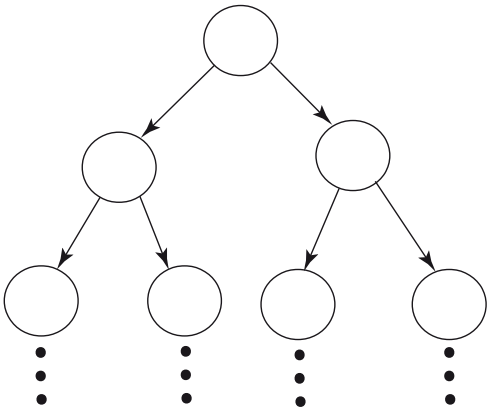
- Automaten werden als Schablonen (*Templates*) modelliert
  - diese werden instanziiert, d.h. parametrisiert werden
  - (Templates sind Fragmentkomponenten, siehe CBSE)

- Deklarationsteil (textuell)
  - globale und lokale Deklarationen und Definitionen
  - Deklaration von Variablen und Channels
  - Definition von Konstanten und Funktionen
- Systemdeklarationen:
  - parametrisieren Templates

- graphischer Teil
  - nutzt Variable etc. aus dem Deklarationsteil

UPPAAL – Real-time Model-Checking ähnlich zum Model-Checking

- Vom Gesamtsystem wird Berechnungsbaum (oder *Zustandsraum*) erstellt
- Enthält alle möglichen Zustände des Systems
- Wurzel ist der eindeutige Startzustand des Systems
- Anfragen an den Berechnungsbaum (Queries): Für welche erreichbaren Zustände gilt welches **Prädikat über Realzeitvariablen**?



UPPAAL – Query Syntax

E<> φ, **E[]** φ, **A<>** φ, **A[]** φ, φ **-->** ψ

wobei φ, ψ Zustandsformeln über Realzeitvariablen

Seiteneffekt freier Ausdruck, nach *wahr* oder *falsch* auswertbar

```
x > 1
(P1.Ecke3 and (P2.i == 5) or (clock > 200)
not deadlock
```

Pfadquantoren: Auf welchen Pfaden gilt die Aussage?

A auf allen Pfaden (all)

E auf mindestens einem Pfad (some)

Temporaloperatoren: Wann gilt die Aussage?

<> (F) irgendwo entlang des Pfades (*future*)

[] (G) in allen Zuständen entlang des Pfades (*globally*)

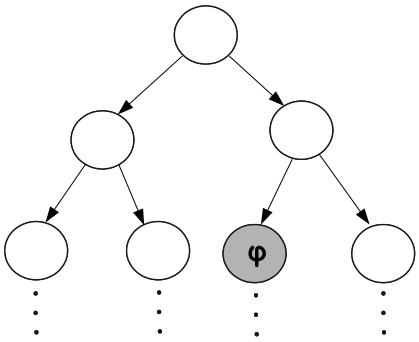
Leads-To Operator φ **-->** ψ

Gilt φ, so wird in der Zukunft irgendwann ψ gelten

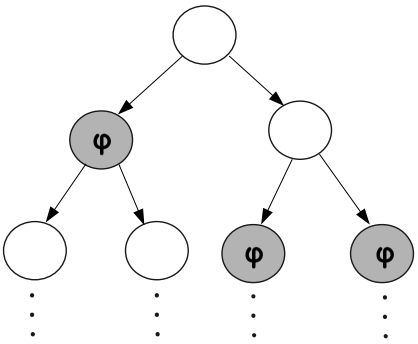
Kein verschachtelten Pfadquantoren (z. B.: **A[]** (**E<>** φ) *)*

UPPAAL – Queries: Beispiele (vgl. Standard Model Checking)

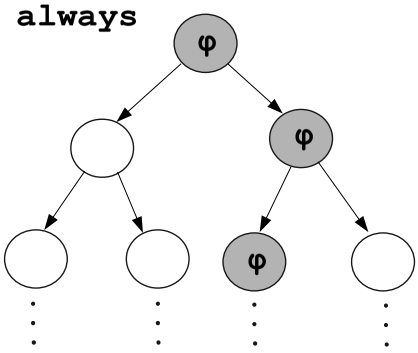
`E<> φ (EF φ)`
`Exists path with real-time`
`Condition eventually`



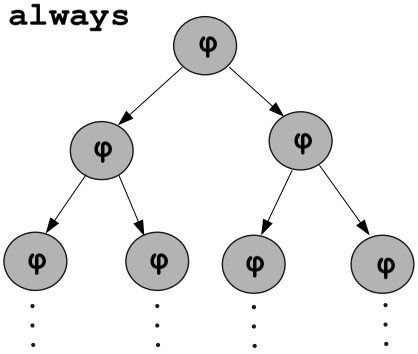
`A<> φ (AF φ)`
`All paths: with real-time`
`condition eventually`



`E[] φ (EG φ)`
`Exists path with real-time`
`Condition always`



`A[] φ (AG φ)`
`On all paths: real-time condition`
`always`

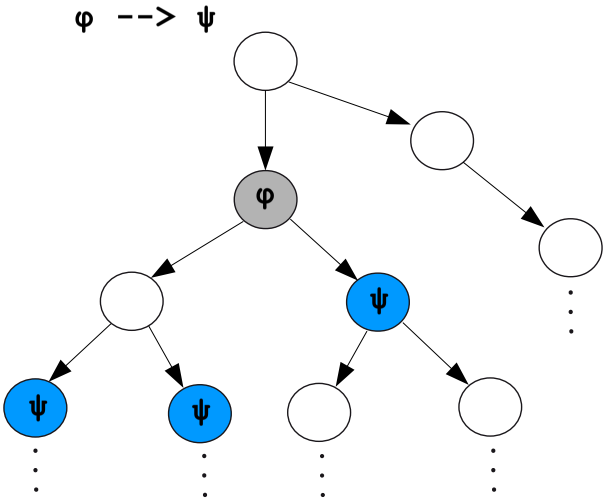


UPPAAL – Queries: Beispiele (2)

Leads-To Operator φ **-->** ψ

Gilt φ in einem Zustand, so wird in der Zukunft irgendwann ψ gelten

Beispiel: From state with φ, on all paths: holds ψ eventually



UPPAAL – Queries: Realzeit-Aussagen über Doppelklickautomat

E<> Switch.bright

Ecke *bright* im Prozess Schalter kann erreicht werden

ist erfüllt

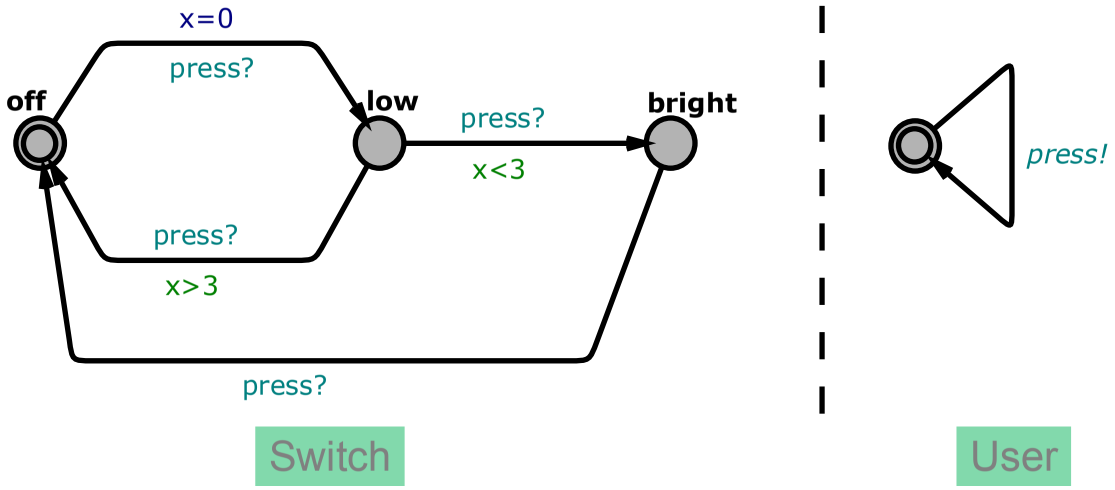
Switch.low **-->** (Switch.off || Switch.bright)

Ecke *low* wird in jedem Fall verlassen

nicht erfüllt, da User nicht zwangsläufig „drückt“

A[] not deadlock

Jeder Zustand hat einen Nachfolger



Warum ist Model Checking wichtig?

Endliche Automaten spielen eine wichtige Rolle in Sicherheitskritischer Software

- Automotive Software Engineering
- Controller programming
- Robot programming
- Machine2machine communication

Neben Realzeiteigenschaften können auch Sicherheitseigenschaften (safety), Energieeigenschaften (energy), Einbruchsschutz (privacy, security) nachgewiesen werden.

End

Some slides courtesy to Martin Rothmann

- Why is model checking a special form of abstract interpretation?
- What is a system automaton (Systemautomat)? computation tree (Berechnungsbaum)? Path quantor, temporal quantor? query?
- What is different from model checking to real-time model checking?