Presentasi Riset (1)
Konstruksi Formalisasi Klasifikasi Kendaraan Otomatis (AVC/ *Automatic Vehicle Classification*) dengan Menggunakan Kalkulus Durasi

Oleh: Muhammad Arzaki

Laboratorium FMSE
Fakultas Ilmu Komputer
Universitas Indonesia

April 2011

Pokok Bahasan

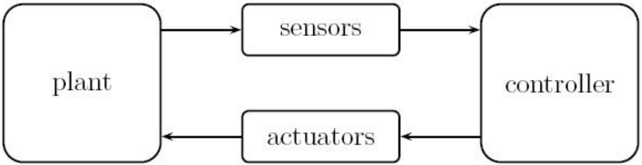
1. Ulasan Sistem Waktu Nyata (SWN)
2. Formalisasi SWN
   1. Variabel status
   2. Sifat-sifat pada SWN
3. Pengantar Kalkulus Durasi
   1. Himpunan simbol pada kalkulus durasi
   2. Sintaksis kalkulus durasi
   3. Semantik kalkulus durasi
4. Langkah-Langkah Formalisasi SWN dengan Menggunakan Kalkulus Durasi
5. Contoh Formalisasi SWN dengan Menggunakan Kalkukus Durasi
6. Translasi dari LTL ke Kalkulus Durasi pada AVC.
7. Rencana selanjutnya

Ulasan SWN

1. Sistem waktu nyata (*real-time system*): sistem komputasi yang berkaitan dengan sistem tertanam (*embedded system*) dan sistem reaktif (*reactive system*).
2. Sistem tertanam: sistem komputasi bertujuan khusus yang seluruh sistemnya dimasukkan ke dalam alat yang dikontrol oleh sistem komputasi tersebut.
3. Sistem reaktif: sistem komputasi yang berinteraksi dengan lingkungan fisik atau suatu alat secara terus menerus (kontinu).
4. Sistem waktu nyata: sistem reaktif yang melakukan komputasi terhadap masukan dan menghasilkan keluaran tertentu dalam batas waktu yang telah ditentukan.

Diagram SWN

Berikut ini diagram yang dapat menjelaskan cara kerja suatu sistem waktu nyata menurut Olderog dan Dierks.



Gambar 1: Diagram sistem waktu nyata.

Penjelasan Diagram SWN

Dari diagram sebelumnya, dapat diketahui bahwa sistem waktu nyata terdiri atas:

1. Alat (*plant*), merupakan suatu peralatan fisis dari suatu sistem waktu nyata.
2. Sensor, menerima masukan dari alat dan mengirimnya ke pengontrol (*controller*).
3. Aktuator, menerima perintah dari pengontrol dan mengirimnya ke alat.
4. Pengontrol, bertugas untuk menentukan hal-hal yang harus dilakukan oleh alat.

Formalisasi SWN I

Variabel status

1. Tujuan formalisasi sistem waktu nyata:
   1. mereduksi ambiguitas deskripsi sistem waktu nyata yang dijelaskan dengan menggunakan bahasa alami (bahasa percakapan sehari-hari).
   2. mempermudah verifikasi yang dilakukan terhadap sistem waktu nyata tersebut.
2. Hingga saat ini, terdapat tiga pendekatan formal untuk formalisasi dan verifikasi sistem reaktif, yaitu:
   1. kalkulus durasi (*duration calculus*)
   2. automata berjangka waktu (*timed automata*)
   3. automata PLC (*Programmable Logic Controller*).

Formalisasi SWN II

Variabel status

3. Formalisasi dengan menggunakan kalkulus durasi menggunakan formula logika interval temporal, sedangkan formalisasi dengan menggunakan automata berjangka waktu dan automata PLC menggunakan diagram automata.
4. Untuk mendeskripsikan sistem waktu nyata secara formal dengan menggunakan kalkulus durasi, perlu pendefinisian himpunan variabel status (*state variable/ observable*).
5. Variabel status: suatu variabel yang berupa fungsi dari himpunan **Time** (yang menyatakan waktu) ke himpunan $\{0, 1\}$.
6. Himpunan **Time** dapat berupa $\mathbb{Z}_{\geq 0}$ atau $\mathbb{R}_{\geq 0}$. Himpunan seluruh variabel status dinyatakan dengan $SVar$.

7 Jika $S \in SVar$, maka

$$
\begin{aligned}
S \quad &: \quad \textbf{Time} \longrightarrow \{0, 1\} \\
&: \quad t \longmapsto S(t).
\end{aligned}
$$

8 Contoh: misalkan S merupakan variabel status yang mendiskripsikan kerja suatu sensor, maka S dapat didefinisikan sebagai

$$
S(t) = \begin{cases} 1, & \begin{array}{c}\text{jika sensor mendeteksi} \\ \text{sesuatu pada waktu } t\end{array} \\ 0, & \begin{array}{c}\text{jika sensor tidak mendeteksi} \\ \text{sesuatu pada waktu } t.\end{array} \end{cases}
$$

Berikut ini adalah sifat-sifat yang harus dimiliki oleh suatu sistem waktu nyata menurut Olderog dan Dierks.

1. Sifat keamanan (*safety properties*)
   1. Sistem waktu nyata memenuhi kriteria bahwa sesuatu yang *buruk* dan tidak diinginkan tidak boleh pernah terjadi pada sistem tersebut.
   2. Contoh: misalkan C merupakan suatu variabel status yang menyatakan bahwa suatu sistem dalam kondisi kritis (yang tidak boleh terjadi). Fungsi $C : \textbf{Time} \longrightarrow \{0, 1\}$ didefinisikan sebagai berikut

$$C(t) := \begin{cases} 1, & \text{apabila sistem dalam} \\ & \text{kondisi kritis pada waktu } t \\ 0, & \text{apabila sistem tidak dalam} \\ & \text{kondisi kritis pada waktu } t \end{cases} . \qquad (4.1)$$

Berdasarkan formulasi 4.1 maka dapat disimpulkan bahwa suatu sistem waktu nyata harus memenuhi kondisi

$$\forall t \in \textbf{Time}.\neg C(t).$$

2. Sifat ketersediaan (*liveness properties*)
   1. Sistem waktu nyata memenuhi kriteria bahwa sesuatu yang *baik* dan diinginkan suatu saat harus terjadi pada sistem tersebut.
   2. Contoh: misalkan G merupakan suatu variabel status yang menyatakan bahwa suatu sistem berada dalam kondisi yang baik dan diinginkan untuk terjadi. Fungsi $G : \textbf{Time} \to \{0, 1\}$ didefinisikan sebagai berikut

$$G(t) := \begin{cases} 1, & \begin{array}{c}\text{apabila sistem dalam} \\ \text{kondisi baik yang diinginkan} \\ \text{pada waktu } t\end{array} \\ 0, & \begin{array}{c}\text{apabila sistem tidak dalam} \\ \text{kondisi baik yang diinginkan} \\ \text{pada waktu } t\end{array} \end{cases}. \tag{4.2}$$

Berdasarkan formulasi 4.2 maka dapat disimpulkan bahwa suatu sistem waktu nyata harus memenuhi kondisi

$$\exists t \in \mathbf{Time}.G\left(t\right).$$

3. Sifat respon terbatas (*bounded response properties*)
   Sistem waktu nyata memenuhi kriteria bahwa reaksi yang diberikan oleh sistem waktu nyata terjadi pada interval $\left[b, e\right]$ dengan $b, e \in \mathbf{Time}$ dan $b \leq e$.
4. Sifat durasi (*duration properties*)
   1. Sistem waktu nyata memenuhi kriteria bahwa untuk setiap interval pengamatan $\left[b, e\right]$ yang memenuhi kondisi $A\left(b, e\right)$ (suatu kondisi yang dapat berupa formula pada interval $\left[b, e\right]$ yang memiliki nilai kebenaran benar atau salah) maka akumulasi waktu di mana sistem dalam kondisi tertentu memiliki batas atas $u\left(b, e\right)$.

2. Untuk mengukur akumulasi waktu dari suatu variabel status $S(t)$ pada interval $[b, e]$ digunakan operator integral (Riemann) dengan batas bawah integrasi b dan batas atas integrasi e, yaitu

$$\int_b^e S(t)\, dt.$$

Catatan penting:

- pada kalkulus durasi $S(t)$ merupakan fungsi yang memiliki sifat nilainya bervariasi secara berhingga (*finite variability*).
- Dengan kalimat lain $S(t)$ merupakan fungsi dari **Time** ke $\{0, 1\}$ yang kontinu kecuali pada berhingga titik.

- Dengan syarat ini maka untuk sebarang interval $[b, e] \in \mathbf{Intv}$ terdapat suatu partisi berhingga pada $[b, e]$, yaitu

  $$[b, t_1], [t_1, t_2], \ldots, [t_n, e]$$

  untuk suatu $n \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ sehingga nilai dari $S(t)$ konstan pada setiap subinterval dari partisi tersebut.
- Hal ini untuk menjamin bahwa $S(t)$ merupakan fungsi yang terintegral Riemann (*Riemann integrable*) pada $[b, e]$.

Himpunan simbol pada kalkulus durasi I

Formula pada kalkulus durasi dibentuk oleh himpunan-himpunan simbol berikut ini.

1. $GVar$: himpunan yang terhitung dan tak terhingga dari *variabel global* $x_1, x_2, x_3, \ldots$. yang tidak bergantung terhadap interval waktu.
2. $TVar$: himpunan yang yang terhitung dan tak terhingga dari *variabel* $v_1, v_2, v_3, \ldots$. $TVar$ terdiri atas variabel interval l (yang merupakan fungsi yang memetakan suatu interval ke panjangnya) dan durasi status (yang dinotasikan dengan $\int S$ untuk suatu $S \in SVar$).

Himpunan simbol pada kalkulus durasi II

3. *FSymb*: himpunan yang terhitung dan tak terhingga dari *simbol-simbol fungsi global*

$$f_1^{m_1}, f_2^{m_2}, f_3^{m_3}, \ldots.$$

Nilai dari m_i untuk $i \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ merupakan ariti dari f_i (banyaknya argumen dari fungsi f). Apabila m_i bernilai 0 maka f_i^0 merupakan suatu konstanta (suatu unsur di $\mathbb{R}$). Setiap $f_i^{m_i} \in FSymb$ memiliki daerah asal $(Term)^{m_i}$ dan daerah hasil $\mathbb{R}$. $(Term)^{m_i}$ didefinisikan sebagai

$$(Term)^{m_i} = \underbrace{Term \times \ldots \times Term}_{\text{sebanyak } m_i}.$$

Himpunan simbol pada kalkulus durasi III

4. *RSymb*: himpunan yang terhitung dan tak terhingga dari *simbol-simbol relasi global*

$$F_1^{m_1}, F_2^{m_2}, F_3^{m_3}, \ldots .$$

Nilai dari m_i untuk $i \in \mathbb{Z}_{\geq 0}$ merupakan ariti dari f_i. Apabila m_i bernilai 0 maka F_i^0 merupakan suatu proposisi konstan yang memiliki nilai kebenaran **T** (benar) atau **F** (salah) namun tidak keduanya. Setiap $F_i^{m_i} \in RSymb$ memiliki daerah asal $(Term)^{m_i}$ dan daerah hasil $\{\mathbf{F}, \mathbf{T}\}$.

Sintaksis kalkulus durasi I

1. Sintaksis dari $S \in SVar$ didefinisikan melalui bentuk Backus-Naur (*Backus-Naur Form*) berikut ini.

$$S ::= 0 \mid 1 \mid \neg S_1 \mid S_1 \vee S_2.$$

2. Sintaksis dari $\theta \in Term$ didefinisikan dengan bentuk Backus Naur sebagai berikut.

$$\theta ::= x \mid l \mid \int S \mid f^n(\theta_1, \ldots, \theta_n).$$

3. Sintaksis dari $\phi \in Formula$ didefinisikan dengan bentuk Backus Naur sebagai berikut.

$$\phi ::= \mathbf{F} \mid \mathbf{T} \mid F^n(\theta_1, \ldots, \theta_n) \mid \neg\phi_1 \mid \phi_1 \vee \phi_2 \mid \phi_1 ; \phi_2 \mid (\exists x)\, \phi_1.$$

Formula dengan bentuk **F**, **T** atau $F^n(\theta_1, \ldots, \theta_n)$ dikatakan sebagai formula atom.

Sintaksis kalkulus durasi II

Selanjutnya, untuk meringkas penulisan, digunakan beberapa singkatan berikut ini.

1. $\Diamond \phi :\equiv \mathbf{T}; (\phi; \mathbf{T})$. Tinjau bahwa $\Diamond \phi$ bernilai benar di suatu interval $[b, e]$ apabila terdapat $[c, d] \subseteq [b, e]$ sehingga ϕ terpenuhi pada $[c, d]$.
2. $\Box \phi :\equiv \neg \Diamond (\neg \phi)$. Tinjau bahwa $\Box \phi$ bernilai benar di suatu interval $[b, e]$ apabila sebarang interval $[c, d] \subseteq [b, e]$ memenuhi ϕ.
3. $\phi \wedge \psi :\equiv \neg ((\neg \phi) \vee (\neg \psi))$
4. $\phi \Rightarrow \psi :\equiv (\neg \phi) \vee (\psi)$
5. $\phi \Leftrightarrow \psi :\equiv (\phi \Rightarrow \psi) \wedge (\psi \Rightarrow \phi)$
6. $(\forall x) \phi :\equiv \neg ((\exists x) \neg \phi)$.

Semantik kalkulus durasi I

1. Semantik dari variabel status $S \in SVar$.
   1. Definisikan $\mathcal{F} := \{f \mid f : \textbf{Time} \to \{0, 1\}\}$.
   2. Suatu interpretsi I pada $SVar$ adalah pemetaan dari $SVar$ ke $\mathcal{F}$ yang didefinisikan secara rekursif berikut ini.
      1. $I[0](t) := 0,\ \forall t \in \textbf{Time}$
      2. $I[1](t) := 1,\ \forall t \in \textbf{Time}$
      3. $I[S](t) := S_I(t),\ \forall t \in \textbf{Time}$, $S_I(t)$ merupakan fungsi dari **Time** ke $\{0, 1\}$
      4. $I[\neg S](t) := 1 - I[S](t),\ \forall t \in \textbf{Time}$
      5. $I[S_1 \vee S_2](t) :=$ $\begin{cases} 0, & \text{jika } I[S_1](t) = 0 \text{ dan } I[S_2](t) = 0 \\ 1, & \text{lainnya} \end{cases},\ \forall t \in \textbf{Time}.$
2. Semantik dari $FSymb$ dan $RSymb$
   1. Semantik dari $f^n \in FSymb$ adalah fungsi n ari $\hat{f}^n$ yang merupakan fungsi dari $\mathbb{R}^n$ ke $\mathbb{R}$.

Semantik kalkulus durasi II

2. Semantik dari $F^n \in RSymb$ adalah fungsi n ari $\hat{F}^n$ yang merupakan fungsi dari $\mathbb{R}^n$ ke $\{\mathbf{F}, \mathbf{T}\}$.

3. Semantik dari term $\theta \in Term$.
   Semantik dari term θ dengan pemberian nilai $V \in Val$ pada interval $[b, e]$ terhadap interpretasi I dinotasikan dengan $I[\theta](V, [b, e])$ didefinisikan secara rekursif berikut ini.
   1. Untuk $\theta = x \in GVar$, maka $I[x](V, [b, e]) := V(x)$, dengan $V \in Val = \{f \mid f : GVar \to \mathbb{R}\}$.
   2. Untuk $\theta = l \in TVar$, maka $I[l](V, [b, e]) := I_{[b,e]}(l) = e - b$.
   3. Untuk $\theta = \int S \in TVar$, maka
      $$I\left[\int S\right](V, [b, e]) := I_{[b,e]}\left[\int S\right] = \int_b^e S_I(t)\, dt.$$

Semantik kalkulus durasi III

4. Untuk $\theta = f^n(\theta_1, \theta_2, \ldots, \theta_n)$, maka

$$I[f^n(\theta_1, \theta_2, \ldots, \theta_n)](V, [b, e]) := \hat{f}^n(c_1, c_2, \ldots, c_n),$$

dengan $c_i = I[\theta_i](V, [b, e])\ \forall i \in \{1, \ldots, n\}$.

Semantik dari suatu term $\theta \in \mathit{Term}$ dengan pemberian nilai tertentu pada suatu interval terhadap suatu interpretasi tertentu merupakan suatu bilangan real.

4. Semantik dari $\phi \in \mathit{Formula}$
Semantik dari formula ϕ dengan pemberian nilai $V \in \mathit{Val}$ pada interval $[b, e]$ terhadap interpretasi I dinotasikan dengan $I[\phi](V, [b, e])$ didefinisikan secara rekursif berikut ini.

1. Untuk $\phi = F^n(\theta_1, \theta_2, \ldots, \theta_n)$, maka

$$I[F^n(\theta_1, \theta_2, \ldots, \theta_n)](V, [b, e]) := \hat{F}^n(c_1, c_2, \ldots, c_n),$$

dengan $c_i = I[\theta_i](V, [b.e])\ \forall i \in \{1, \ldots, n\}$.

Semantik kalkulus durasi IV

2. Untuk $\phi \equiv \neg\phi_1$, maka $I[\neg\phi_1](V, [b, e]) = \mathbf{T}$ jikka (jika dan hanya jika) $I[\phi_1](V, [b, e]) = \mathbf{F}$.
3. Untuk $\phi \equiv \phi_1 \vee \phi_2$, maka $I[\phi_1 \vee \phi_2](V, [b, e]) := \mathbf{T}$ jikka $I[\phi_1](V, [b, e]) = \mathbf{T}$ atau $I[\phi_2](V, [b, e]) = \mathbf{T}$.
4. Untuk $\phi \equiv \phi_1 ; \phi_2$, maka $I[\phi_1 ; \phi_2](V, [b, e]) = \mathbf{T}$ jikka terdapat $c \in [b, e]$ sehingga $I[\phi_1](V, [b, c]) = \mathbf{T}$ dan $I[\phi_2](V, [c, e]) = \mathbf{T}$.
5. Untuk $\phi \equiv (\exists x)\, \phi_1$, maka $I[(\exists x)\, \phi_1](V, [b, e]) = \mathbf{T}$ jikka terdapat $d \in \mathbb{R}$ sehingga $I[\phi_1](V[x := d], [b, e]) = \mathbf{T}$. $V[x := d] \in \mathit{Val}$ merupakan notasi untuk fungsi yang x-ekivalen dengan $V \in \mathit{Val}$, dengan kalimat lain untuk setiap $y \in \mathit{GVar}$ maka $V[x := d]$ didefinisikan sebagai berikut.

$$V[x := d](y) = \begin{cases} V(y), & \text{jika } x \neq y \\ d, & \text{jika } x = d \end{cases}.$$

Semantik kalkulus durasi V

Semantik dari suatu term $\phi \in \mathit{Formula}$ dengan pemberian nilai tertentu pada suatu interval terhadap suatu interpretasi tertentu merupakan suatu nilai kebenaran **F** atau **T**.

Beberapa Konvensi untuk Mempersingkat Penulisan Formula I

Berikut ini beberapa konvensi dalam penulisan yang digunakan untuk mempersingkat formula dalam kalkulus durasi. Konvensi ini disarikan dari definisi yang diberikan oleh Olderog dan Dierks.

1. Notasi yang menyatakan interval titik.
   $\lceil\rceil :\equiv l = 0.$
2. Notasi yang menyatakan suatu $S \in SVar$ berlaku hampir di semua titik pada interval pengamatan.
   $\lceil S \rceil :\equiv (\int S = l) \wedge (l > 0).$
3. Notasi yang menyatakan suatu $S \in SVar$ berlaku selama waktu τ pada interval pengamatan.
   $\lceil S \rceil^{\tau} :\equiv \lceil S \rceil \wedge (l = \tau).$
4. Notasi yang menyatakan suatu $S \in SVar$ berlaku tidak lebih lama dari waktu τ pada interval.
   $\lceil S \rceil^{\leq \tau} :\equiv \lceil S \rceil \wedge (l \leq \tau).$

Beberapa Konvensi untuk Mempersingkat Penulisan Formula II

5. Notasi yang menyatakan $S \in SVar$ berlaku tidak kurang dari waktu τ pada interval.
   $\lceil S \rceil^{\geq \tau} :\equiv \lceil S \rceil \wedge (l \geq \tau)$.

Langkah-Langkah Formalisasi SWN dengan menggunakan Kalkulus Durasi I

Secara umum, terdapat dua jenis metode formalisasi SWN dengan menggunakan kalkulus durasi, yaitu:

1. Formalisasi SWN dengan menentukan variabel status dan cakupan pengamatan yang diinginkan. Hal ini merupakan langkah formalisasi dari dengan cara membangun dari awal (penyusunan formula logika interval temporal dilakukan dari awal).
    1. Keuntungan: formula logika dapat disesuaikan dengan spesifikasi formalisasi yang diinginkan, sehingga metode pembuktian dalam verifikasi dapat dilakukan dengan lebih terarah.
    2. Kelemahan: dapat membutuhkan waktu yang cukup lama dalam penyusunan formula logika.

Langkah-Langkah Formalisasi SWN dengan menggunakan Kalkulus Durasi II

2. Formalisasi SWN dengan melakukan translasi dari formula logika lain, yaitu logika predikat atau logika temporal linier (LTL).
    1. Keuntungan: dapat mempersingkat waktu yang dibutuhkan dalam penyusunan formula logika.
    2. Kelemahan: metode pembuktian dalam verifikasi dapat lebih sulit karena belum tentu sesuai dengan spesifikasi formalisasi pada kalkulus durasi.

Langkah-langkah formalisasi dengan menentukan variabel status dan cakupan pengamatan yang diinginkan I

Berikut ini merupakan langkah-langkah formalisasi yang dijelaskan oleh Olderog dan Dierks (formalisasi dengan cara membangun dari awal).

1. Pertama, tentukan himpunan variabel status *SVar* yang akan diamati dalam suatu SWN. Hal ini bergantung terhadap tingkat kerincian formalisasi yang dilakukan.
2. Selanjutnya tentukan interpretasi untuk setiap $S \in SVar$ dan lakukan konstruksi formula logika yang konjungsinya akan diambil sebagai spesifikasi dari sistem (dinyatakan dengan **Spec**).

Langkah-langkah formalisasi dengan menentukan variabel status dan cakupan pengamatan yang diinginkan II

3. Apabila terdapat formula yang berkaitan dengan pengontrol pada SWN, maka formula yang merepresentasikan kinerja pengontrol dinotasikan dengan **Ctrl**. **Ctrl** dan **Spec** memenuhi hubungan

$$\textbf{Ctrl} \Rightarrow \textbf{Spec}. \tag{6.1}$$

Formula 6.1 harus merupakan formula yang absah/ valid (benar untuk semua interpretasi dan semua valuasi pada setiap interval waktu).

Langkah-langkah formalisasi dengan menentukan variabel status dan cakupan pengamatan yang diinginkan III

4. Apabila formulasi kinerja pengontrol menggunakan variabel status yang berbeda atau apabila formulasi kinerja pengontrol dipengaruhi oleh suatu asumsi, maka formula 6.1 dapat dituliskan sebagai

$$\mathbf{Ctrl} \wedge \mathbf{Asm} \Rightarrow \mathbf{Spec}. \tag{6.2}$$

Formula 6.2 harus merupakan formula yang absah.

Contoh Formalisasi SWN dengan Menggunakan Kalkulus Durasi I

Berikut ini merupakan contoh formalisasi suatu perlintasan kereta api satu jalur yang dijelaskan oleh Olderog dan Dierks.

1. Pada perlintasan kereta api terdapat sifat keamanan yang dijelaskan sebagai berikut:
   "pada saat kapanpun ketika kereta melintasi perlintasan maka pintu gerbang perlintasan (portal) harus tertutup".
2. Selanjutnya sifat keamanan tersebut dijadikan sebagai formula spesifikasi dari SWN yang akan ditinjau kebenarannya (**Spec**).
3. Terdapat beberapa formulasi asumsi dan formulasi pengontrol yang dijelaskan sebagai berikut:
   1. (Keadaan awal, **Init**) Mula-mula jalur kereta api yang diamati dalam keadaan kosong (tidak ada kereta pada jalur tersebut). Dalam hal ini jalur perlintasan kereta api merupakan subhimpunan bagian sejati dari jalur kereta api yang diamati.

Contoh Formalisasi SWN dengan Menggunakan Kalkulus Durasi II

2. (Asumsi, **Asm**) Kereta paling cepat memerlukan waktu ε untuk melintasi perlintasan setelah terdeteksi pada jalur kereta api yang diamati.
3. (Kontrol, **Ctrl**) Portal perlintasan harus segera ditutup ketika jalur kereta api yang diamati tidak kosong untuk waktu ε

4. Selanjutnya akan dilakukan formalisasi dengan menggunakan kalkulus durasi.
   1. Pertama definisikan himpunan variabel status $SVar$ sebagai $SVar = \{E, Cr, Cl\}$, dengan E, Cr, dan Cl didefinisikan sebagai berikut.
      1. E merupakan variabel status yang bernilai 1 ketika jalur yang diamati dalam keadaan kosong (tidak ada kereta pada jalur tersebut).
      2. Cr merupakan variabel status yang bernilai 1 ketika terdapat kereta yang melintasi perlintasan kereta api. Cukup jelas bahwa apabila $E(t) = 1$ maka $Cr(t) = 0$.

Contoh Formalisasi SWN dengan Menggunakan Kalkulus Durasi III

3. Cl merupakan variabel status yang bernilai 1 ketika portal perlintasan ditutup.

2. Sifat keamanan (**Spec**) dapat diformulasikan sebagai berikut:

$$\mathbf{Spec} :\equiv \Box\,(\lceil Cr \rceil \Rightarrow \lceil Cl \rceil)\,.$$

3. Keadaan awal (**Init**) dapat diformulasikan sebagai berikut:

$$\mathbf{Init} :\equiv (\lceil E \rceil \,;\, \mathbf{T}) \vee \lceil\rceil\,.$$

4. Asumsi (**Asm**) dapat diformulasikan sebagai berikut:

$$\mathbf{Asm}_1 :\equiv \Box\,((\lceil E \rceil \,;\, \mathbf{T};\, \lceil Cr \rceil) \Rightarrow l \geq \varepsilon)\,.$$

5. Kontrol (**Ctrl**) dapat diformulasikan sebagai berikut:

$$\mathbf{Ctrl} :\equiv \Box\,((\lceil E \rceil \wedge l \geq \varepsilon) \Rightarrow \mathbf{T};\, \lceil Cl \rceil)\,.$$

Contoh Formalisasi SWN dengan Menggunakan Kalkulus Durasi IV

5. Verifikasi dilakukan dengan membuktikan bahwa formula yang didefinisikan sebagai berikut

$$\mathbf{Ctrl} \wedge \mathbf{Asm} \wedge \mathbf{Init} \Rightarrow \mathbf{Spec},$$

merupakan formula yang absah (valid).

Translasi dari LTL ke Kalkulus Durasi pada AVC I

Formalisasi AVC dengan menggunakan kalkulus durasi yang akan dijelaskan berikut ini menggunakan metode translasi dari formula logika lain, yaitu formula logika temporal linier (LTL). LTL yang akan ditranslasi berasal dari interpretasi *behavior tree* yang telah dijelaskan.

1. Misalkan Vh merupakan variabel status yang menyatakan kendaraan melalui *loop coil*, Lc merupakan variabel status yang menyatakan *loop coil* mendeteksi kendaraan, maka dapat diperoleh spesifikasi sebagai berikut:
   "Pada saat kapanpun, ketika kendaraan melalui *loop coil*, maka *loop coil* mendeteksi kendaraan."
   Spesifikasi ini dapat diformulasikan sebagai

$$\Box\left(\lceil Vh \rceil \Rightarrow \lceil Lc \rceil\right).$$

Translasi dari LTL ke Kalkulus Durasi pada AVC II

Selanjutnya spesifikasi yang lain dapat dijelaskan sebagai berikut:
"Pada saat kapanpun, ketika tidak terdapat kendaraan yang melalui *loop coil*, maka *loop coil* tidak akan mendeteksi kendaraan."
Spesifikasi ini dapat diformulasikan sebagai

$$\Box \left(\lceil \neg Vh \rceil \Rightarrow \lceil \neg Lc \rceil \right).$$

2. Misalkan *Tac* merupakan variabel status yang menyatakan *treadle axle counter* ditekan, *Ac* merupakan variabel status yang menyatakan *axle counter* melakukan inkrementasi terhadap banyaknya gandar kendaraan, maka dapat diperoleh spesifikasi sebagai berikut:

Translasi dari LTL ke Kalkulus Durasi pada AVC III

"Pada saat kapanpun, ketika *treadle axle counter* ditekan, maka *axle counter* melakukan inkrementasi terhadap banyaknya gandar kendaraan".
Spesifikasi ini dapat diformulasikan sebagai

$$\Box\left(\lceil Tac \rceil \Rightarrow \lceil Ac \rceil\right).$$

3. Misalkan *Obs* merupakan variabel status yang menyatakan *optical beam sensor* mendeteksi kendaraan baru, *Uss* merupakan variabel status yang menyatakan *ultrasonic sensor* mendeteksi kendaraan (bus/ bukan), maka dapat diperoleh spesifikasi sebagai berikut:
"Pada saat kapanpun, ketika kendaraan melalui *loop coil*, maka *optical beam sensor* dan *ultrasonic sensor* akan segera bekerja"

Translasi dari LTL ke Kalkulus Durasi pada AVC IV

Spesifikasi ini dapat diformulasikan sebagai

$$\Box\left(\lceil Vh \rceil \Rightarrow (\mathbf{T}; \lceil Obs \rceil) \wedge (\mathbf{T}; \lceil Uss \rceil)\right).$$

4. Misalkan Tdw merupakan variabel status yang menyatakan *treadle-double wheel* ditekan, Dw merupakan variabel status yang menyatakan AVC mengklasifikasikan kendaraan ke dalam kelompok kendaraan dengan roda ganda, maka dapat dipeoleh spesifikasi sebagai berikut:
"Pada saat kapanpun, ketika sensor *treadle-double wheel* ditekan, maka AVC akan mengklasifikasikan kendaraan ke dalam kelompok kendaraan dengan roda ganda."
Spesifikasi ini dapat diformulasikan sebagai

$$\Box\left(\lceil Tdw \rceil \Rightarrow \lceil Dw \rceil\right).$$

Translasi dari LTL ke Kalkulus Durasi pada AVC V

5. Misalkan *Crd* merupakan variabel status yang menyatakan AVC menghasilkan kartu tol yang sesuai dengan jenis kendaraan yang melewati gerbang tol, maka dapat diperoleh spesifikasi sebagai berikut:
   "Pada saat kapanpun, ketika kendaraan melalui *loop coil*, maka AVC akan menghasilkan kartu tol yang sesuai dengan jenis kendaraan yang melewati gerbang tol."
   Spefikasi ini dapat diformulasikan sebagai

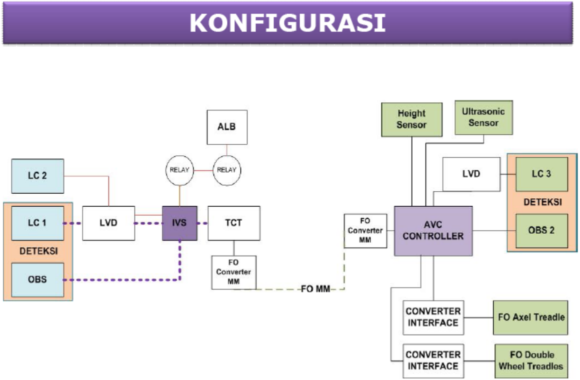
$$\Box\left(\lceil Vh \rceil \Rightarrow \lceil TCrd \rceil\right).$$

Kekurangan dari metode formalisasi dengan cara translasi adalah pendefinisian variabel status menjadi lebih rumit bila dibandingkan dengan formalisasi dengan cara membangun dari awal.

Rencana selanjutnya I

Pada dasarnya formalisasi AVC dengan menggunakan kalkulus durasi dapat dilakukan dengan cara membangun formalisasi dari awal apabila keterkaitan antar sensor sudah terdefinisi dengan baik. Salah satu solusi untuk memperoleh definisi keterkaitan antar sensor dengan cukup baik adalah dengan meninjau diagram berikut ini.

Rencana selanjutnya II



Gambar 2: Keterhubungan antar sensor.

TERIMA KASIH
ATAS
PERHATIAN ANDA

Referensi

1. Olderog, E.R, Dierks, H. 2008. *Real-Time Systems: Formal Specification and Automatic Verification*. Cambridge.
2. Chaochen, Z., M.R. Hansen. 2003. Duration Calculus: *A Formal Approach to Real Time Systems*. Cambridge